

(19) 日本国特許庁 (JP)

(12) 特 許 公 報 (B2)

(11) 特許番号

特許第4702151号
(P4702151)

(45) 発行日 平成23年6月15日 (2011. 6. 15)

(24) 登録日 平成23年3月18日 (2011. 3. 18)

(51) Int.Cl.

F I

H O 4 L 12/56 (2006.01)

H O 4 L 12/56 2 O O Z

H O 4 L 12/56 2 3 O Z

請求項の数 6 (全 58 頁)

(21) 出願番号 特願2006-107369 (P2006-107369)
 (22) 出願日 平成18年4月10日 (2006. 4. 10)
 (65) 公開番号 特開2007-282009 (P2007-282009A)
 (43) 公開日 平成19年10月25日 (2007. 10. 25)
 審査請求日 平成21年4月7日 (2009. 4. 7)

(73) 特許権者 000005821
 パナソニック株式会社
 大阪府門真市大字門真1006番地
 (74) 代理人 100109667
 弁理士 内藤 浩樹
 (74) 代理人 100109151
 弁理士 永野 大介
 (74) 代理人 100120156
 弁理士 藤井 兼太郎
 (72) 発明者 持田 啓
 福岡県福岡市博多区美野島4丁目1番62
 号 パナソニックコミュニケーションズ株
 式会社内

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 ネットワーク中継装置およびネットワーク通信システム

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項 1】

少なくとも1つ以上のサーバと1つ以上のクライアントの間の通信をネットワーク上で中継するネットワーク中継装置であって、前記中継を行うセッション毎に前記クライアントから受信したパケットの A C K 番号を順に複数記憶し、接続されたネットワーク上より受信したパケットが前記クライアントから前記サーバへの上り方向の場合、前記パケットの A C K 番号を、前記パケットが属するセッションに対応して記憶される複数の A C K 番号の中でその時点でもっとも古く記憶された A C K 番号に書き換えた後に前記サーバへ送信するネットワーク中継装置。

【請求項 2】

前記サーバと前記クライアントとの間で音声通信のセッションが行われる場合に、前記音声通信のセッション以外の T C P による通信のセッションにおいて、前記 A C K 番号の書き換えを行う請求項 1 に記載のネットワーク中継装置。

【請求項 3】

前記ネットワーク上より受信したパケットが前記クライアントから前記サーバへの上り方向でかつ前記パケット内に T C P データが格納されていないデータ無しの A C K の場合は、前記 A C K 番号を、前記もっとも古く記憶された A C K 番号へ書き換えた後に当該パケットを送信する処理と、当該パケットを送信しない処理とを交互に実行する請求項 1 に記載のネットワーク中継装置。

【請求項 4】

10

20

少なくとも1つ以上のサーバと1つ以上のクライアントの間の通信をネットワーク上で中継するネットワーク中継装置であって、前記中継を行うセッション毎に前記クライアントから受信したパケットのACK番号を順に複数記憶し、接続されたネットワーク上より受信したパケットが前記クライアントから前記サーバへの上り方向のACKであって、かつその直前に送信された上り方向のACKが2度続けて同じACK番号の場合は、前記受信したパケットが属するセッションに対応して記憶される複数のACK番号の中でその時点でもっとも古く記憶されたACK番号に、元のACK番号を書き換えて送信し、前記ネットワーク上より受信したパケットが上り方向のACKであってかつその直前に送信された2つの上り方向のACKが同じACK番号でない場合は、その直前に前記ネットワーク上へ送信した上り方向のパケットと同じACK番号に元のACK番号を書き換えた後に前記サーバへ送信するネットワーク中継装置。

10

【請求項5】

少なくとも1つ以上のサーバと、少なくとも1つ以上のクライアントと、前記サーバと前記クライアントの間の通信をネットワーク上で中継するネットワーク中継装置とを備え、前記ネットワーク中継装置は、前記中継を行うセッション毎に前記クライアントから受信したパケットのACK番号を順に複数記憶し、ネットワーク上より受信したパケットが前記クライアントから前記サーバへの上り方向の場合、前記パケットのACK番号を、前記パケットが属するセッションに対応して記憶される複数のACK番号の中でその時点でもっとも古く記憶されたACK番号に書き換えた後に前記サーバへ送信するネットワーク通信システム。

20

【請求項6】

前記サーバと前記クライアントとの間で音声通信のセッションが行われる場合に、前記ネットワーク中継装置は、前記音声通信のセッション以外のTCPによる通信のセッションにおいて、前記ACK番号の書き換えを行う請求項5に記載のネットワーク通信システム。

【発明の詳細な説明】

【技術分野】

【0001】

本発明は、インターネットなどのパケット通信網に接続された、パケット中継装置に関するものである。

30

【背景技術】

【0002】

近年のインターネットの普及によって、さまざまな通信プロトコルが用いられるようになった。トランスポート層と呼ばれるプロトコル層には、TCP(Transmission Control Protocol)と、UDP(User Datagram Protocol)がある。TCPでは信頼性のあるデータ送信を実現する。

【0003】

図19はTCPセグメントの構造である。TCPセグメント102はIPパケット(以下、単に「パケット」と称す)101に内包される。またTCPセグメント102は、TCPヘッダ103およびTCPデータ104からなる。但し、TCPデータ104には実データが入っていない場合がある。

40

【0004】

図28はIPヘッダ113の構造である。IPヘッダ113内のプロトコル番号フィールド501には、パケットが内包しているトランスポート層のプロトコルを識別するための番号が格納されている。例えばIPヘッダ113を持つパケットが内包しているトランスポート層のプロトコルがTCPであれば、プロトコル番号フィールド501に値6が格納される。またIPヘッダ113が持つパケットが内包しているトランスポート層のプロトコルがUDPであれば、プロトコル番号フィールド501に値17が格納される。送信元IPアドレスフィールド502には発信元IPアドレスが格納され、宛先IPアドレスフィールド503には宛先IPアドレスが格納されている。

50

【 0 0 0 5 】

一般にTCPによる通信は、サーバ、クライアントの組によって実現される。ここでクライアントとは接続要求を出すネットワーク端末を指し、サーバとは接続要求を受けるネットワーク端末を指す。クライアントからサーバへの接続要求の後、サーバ、クライアント間では互いにパケットを用いて、TCPデータの送受信を行う。データ送信を行うサーバもしくはクライアントは、TCPデータを伴うTCPセグメントを対となるクライアントもしくはサーバに送信する。TCPデータ104に実データを伴うTCPセグメント102には、TCPヘッダ103内のシーケンス番号フィールド110に、そのTCPデータ104の先頭にある1バイトデータが送信すべきデータ全体の何バイト目であるかが記される。

10

【 0 0 0 6 】

図20はTCPの基本的なデータ送信についての説明図である。図20のように、サーバ201側からTCPセグメントX1、X3、X5をクライアント202に送信する度に、クライアント202からサーバ201に確認応答を含むTCPセグメント(以下、ACKと称す)X2、X4、X6を送信している。クライアント202が送信するそれぞれのACKのACK番号フィールドには、クライアント202が受信したTCPセグメントが持つシーケンス番号に1を加えた値が格納され、サーバ201に送信される。例えばX2はX1に対する確認応答なので、X1のシーケンス番号に1を足した値が格納される。X2を受信したサーバ201は、X2のACK番号フィールドの値が、先に送信したX1のシーケンス番号に1を足した値になっていることより、X1が正常にクライアント202

20

【 0 0 0 7 】

図21はTCPによる通信中にパケットロスが発生した時の挙動を説明する図である。パケットロスとは、伝送路やパケット中継装置(以下「中継装置」と称す)でパケットを正常に処理できず、送信先に届かない現象のことをいう。図21は、TCPセグメントX13に対するACKがサーバ203側に帰って来ない場合の例である。その場合途中の伝送路でパケットロスが発生した可能性が考えられる。そこで、サーバ203側からクライアント204に対してTCPセグメントX13と同じTCPデータを有するTCPセグメントX14を再度送信する。ここでサーバ203側がTCPセグメントX13を送信した後TCPセグメントX14を送信するまでの時間X17をRTO(Round Trip Time outの略)という。またTCPデータを含むTCPセグメントX11を送信した後、それに対するACK X12が帰ってくるまでの時間X16をRTT(Round Trip Timeの略)という。

30

【 0 0 0 8 】

しかし前記図20、図21の例ではサーバ201または203は1つのTCPセグメントを送信した後に必ずそのTCPセグメントに対するクライアント202または204からのACKを受信しないと次のデータを送信しない。すなわちサーバ201または203は各送信TCPセグメントX1、X3、X5、X11、X13=X14に対してそれぞれクライアント202または204からのACK X2、X4、X6、X12、X15を逐次受信しないと次のデータを送信しないため、転送の効率が悪い。そのためこれらに述べたような転送方法はあまり用いられておらず、多様な拡張によって転送効率の改良が行われている。

40

【 0 0 0 9 】

図22および図23はクライアント側における拡張されたTCPのフロー制御によって転送効率を改良する従来例である。図22において、サーバ205は連続してTCPセグメントX21~X25を高速に送信する。しかしサーバ205から送信されたTCPセグメントX21~X25をクライアント206が処理しきれない場合があり、例えばTCPセグメントX25のように、クライアント206側で受信されたにもかかわらず処理が間

50

に合わないため破棄されてしまい無駄になる場合がある。

【 0 0 1 0 】

そこで「あと何バイト分受信できる」という通知を前記図 1 9 における T C P ヘッダのウィンドウサイズ 1 1 2 を使って、図 2 3 の T C P セグメント X 3 1 および X 3 6 のようにサーバ 2 0 7 へ通知する。これらのような A C K により、クライアント 2 0 8 でデータを処理しきれずにサーバ 2 0 7 からの T C P セグメントが破棄されてしまうことを回避する。サーバ 2 0 7 側は、クライアント 2 0 8 に対して連続して送信できる T C P セグメントの数を、例えば図 1 9 に示される T C P ヘッダ 1 0 3 のウィンドウサイズフィールド 1 1 2 を元に把握することができる。図 2 3 では T C P セグメント X 3 1 によりクライアント 2 0 8 からサーバ 2 0 7 へ通知されたウィンドウサイズ 4 0 0 0 バイトに対して X 3 2 ~ X 3 5 の各 1 0 0 0 バイト、すなわち合計 4 0 0 0 バイトがサーバ 2 0 7 からクライアント 2 0 8 に送られ、T C P セグメント X 3 6 によりクライアント 2 0 8 からサーバ 2 0 7 へ通知されたウィンドウサイズ 4 0 0 0 バイトに対して X 3 7 ~ X 4 0 の各 1 0 0 0 バイト、すなわち合計 4 0 0 0 バイトが同じくサーバ 2 0 7 からクライアント 2 0 8 に送られている。

10

【 0 0 1 1 】

図 2 4 はウィンドウサイズによるフロー制御をしている際にパケットロスが発生した場合の T C P の挙動を示す図である。サーバ 2 0 9 が T C P セグメント (1 0 0 0 バイト ~ 2 0 0 0 バイト) を送信しそれをクライアント 2 1 0 が受信完了した場合、クライアント 2 1 0 はそのことを示す番号 (A C K 2 0 0 1) を有する A C K X 5 4 をサーバ 2 0 9 へ送信するが、その後においてサーバ 2 0 9 からの T C P セグメント X 5 5 (2 0 0 1 バイト ~ 3 0 0 0 バイト) でパケットロスが発生した場合における T C P の挙動は以下ようになる。クライアント 2 1 0 は A C K X 5 4 をサーバ 2 0 9 へ送信した後に T C P セグメント X 5 6 (3 0 0 1 バイト ~ 4 0 0 0 バイト) や T C P セグメント X 5 8 (4 0 0 1 バイト ~ 5 0 0 0 バイト) をサーバ 2 0 9 から受け取ったとしても、T C P セグメント X 5 5 (2 0 0 1 バイト ~ 3 0 0 0 バイト) についてはまだ受け取っていないのであるから、サーバ 2 0 9 に対して X 5 4 と同じ A C K (以下この場合のような A C K を「デュプリケイト A C K = D u p l i c a t e A C K」と呼ぶ) X 5 7、X 5 9 をさらに返す。サーバ 2 0 9 側はクライアント 2 1 0 が X 5 3 までを受信出来たことを示す番号 (A C K 2 0 0 1) を有する同じ A C K X 5 4、X 5 7、X 5 9 を複数回に渡って受信することにより、T C P セグメント X 5 6 (3 0 0 1 バイト ~ 4 0 0 0 バイト) や T C P セグメント X 5 8 (4 0 0 1 バイト ~ 5 0 0 0 バイト) をクライアント 2 1 0 へ送信しているにも関わらず、少なくとも T C P セグメント X 5 5 のパケットロスが途中で発生し、クライアント 2 1 0 が T C P セグメント X 5 5 を受信できていないと認識することができる。この時サーバ 2 0 9 側は T C P セグメント X 5 5 の再送を X 6 0 により行う。

20

30

【 0 0 1 2 】

図 2 5 は A C K の効率的な送信を示す従来例である。クライアント 2 1 2 は、前記図 2 4 を用いて示したような T C P セグメント毎に対応する A C K を送信するのではなく、複数の T C P セグメント X 7 1 ~ X 7 3 または X 7 5 ~ X 7 7 に対応する確認応答を一つの A C K X 7 4 または X 7 8 にまとめてサーバ 2 1 1 へ送信する。これによって A C K の効率送信ができる。ただし A C K は通常 0 . 5 秒以内に必ず送信される。

40

【 0 0 1 3 】

図 2 6 および図 2 7 は T C P データを効率的に送受信する他の従来例である。これは T C P データの送信側が T C P データの受信側からのウィンドウサイズ (つまり T C P データの受信側が受け取った T C P セグメントを処理するまでに一時的に保有できる最大データ量) をベースに T C P データの受信側への T C P セグメントの送信をおこなうという方式であり、輻輳ウィンドウ (C o n g e s t i o n W i n d o w、以下「CWND」と称す) と呼ばれる概念が用いられる。この方式は、サーバとクライアント間の伝送路の伝送許容量が十分大きい場合は有用である。

【 0 0 1 4 】

50

しかしながら現実的にはサーバとクライアント間は、さまざまな伝送許容量を有する複数の伝送路によって構成されている。また、近年の計算機の能力向上によりクライアント側は小さなウィンドウサイズを広告しない傾向にある。データ送信側は、データ受信側が広告したウィンドウサイズ分のTCPデータ分全てを連続して送信した場合、その送信スループットは伝送途中にある複数の伝送路のうち、伝送許容量の小さい一部の伝送路にて、伝送許容量を超えてしまう可能性がある。そのような状況においては、本方式では、パケットロスが多発し、逆にスループットが下がってしまう。

【0015】

そこでTCPデータの送信側からもフロー制御を行うようにしたものがCWNDのしくみである。これはデータ送信側にて利用される。データ送信側はデータ送信開始時にたとえ大きなウィンドウサイズをクライアントから受けていても、最初は1つだけしかTCPセグメントを送信しない。つまりCWND = 1で開始する。その後CWNDを大きくしていき、最適なCWNDの値を見つける。

10

【0016】

図26に示す通り、サーバ213は自分が送信したTCPデータを含むTCPセグメントに対するACKをクライアント214より受信する毎に、次に送信するTCPセグメントの数、すなわちCWNDの値を指数関数的に増やしていく。すなわち図26においてサーバ213はまずCWND = 1で送信を開始し、自分の送信したTCPセグメントX81に対するACK X82をクライアント214より受信したらCWND = 2とし、TCPセグメントX83およびX84を連続して送信する。それらのTCPセグメントX83およびX84に対するACK X85をクライアント214より受信したら、サーバ213はCWND = 4とし、TCPセグメントX86 ~ X89を連続して送信する。さらにそれらのTCPセグメントX86 ~ X89に対するACK X90をクライアント214より受信したら、サーバ213はCWND = 8とし、TCPセグメントX91以下8つのTCPセグメントを連続して送信する、という具合である。

20

【0017】

その後、サーバ213は輻輳状態（パケットロスによるTCP再送が発生した時、もしくはRTOオーバーによるTCPの再送が発生した時）の検知があるまで、クライアントから広告されたウィンドウサイズの範囲内でCWNDを増やしていく。

【0018】

輻輳状態になった場合には、例えばCWNDの値をその時点の半分にし、その後は図27に示すように、例えば今度は加算的にCWNDをクライアントから広告されたウィンドウサイズの範囲内で増やしていく。

30

【0019】

ここで前記図27に示すような輻輳状態の後のデータ送信方法のことを「輻輳回避モード」と呼ぶ。逆に、前記図26に示すような輻輳状態の前の状態を「スロースタートモード」と呼ぶ。スロースタートモードではCWNDの増加が大きく、輻輳回避モードの状態では小さい。一度輻輳回避モードに切り替わるとその後はスロースタートモードには変わらず、ひとつのセッションが終了するまで輻輳回避モードのままである。

【0020】

このようにして求められた最適なCWNDの値で、サーバ・クライアント間の通信が行われている。近年のTCPの実装では、このような輻輳ウィンドウを用いて送受信を行っているものがほとんどである。

40

【0021】

スロースタートモードと輻輳回避モードの切替えは、上に述べたように輻輳やRTOオーバーが発生したか否かに関係なく、スロースタートモードにおいてCWNDがある閾値（以下「スロースタートスレッシュホールド」と表す）を超えた時に起こるようにしても良い。このスロースタートスレッシュホールドの値をどのように取るかについては実装者が適宜決定する。

【0022】

50

以上のことより、TCPのスループットに係わるパラメタは以下の4つであることがわかる。

【0023】

A)「RTT」。RTTは大きくするとスループットは下がり、小さくするとスループットは上がる。

【0024】

B)「CWND」。CWNDは大きくするとスループットが上がり、小さくするとスループットは下がる。

【0025】

C)「ウィンドウサイズ」。ウィンドウサイズを大きくすると、スループットは上がる可能性がでる(CWND依存)。小さくするとCWNDの大きさに関係なくスループットは下がる。

10

【0026】

D)「TCPの送信モード」。スロースタートモードだと、スループットは急激に上がり、輻輳回避モードだと緩やかにスループットは上がる。送信モードの切替えは、スロースタートモード時に輻輳が発生した場合と、スロースタートモード時にCWNDがスロースタートスレッショルドを超えた場合である。

【0027】

近年のインターネットの普及により、パケットに音声データを内包し、インターネット端末間で音声通信を行うインターネット電話(IP以下、「IP電話」と表す)システムが普及しつつある。IP電話システムでは、2つ以上のIP電話端末によって構成され、IP電話端末間で音声通信を行う。この場合、音声通信は通常UDPにて行われる。

20

【0028】

同時にADSL(Asymmetric Digital Subscriber Line)やCATV網を用いてインターネットにアクセスする方法が一般家庭に普及してきている。一般家庭からADSLやCATV網を用いてインターネットに接続する際、家庭内のインターネット端末からのパケットをISP(インターネット・サービスプロバイダ)へ中継する役割や、ISPからのパケットを家庭内のインターネット端末へ中継する役割を持つ中継装置を用いることが多い。(以下そのような機能を持つ中継装置をアクセスルータと呼ぶ)。またADSLやCATVによる一般家庭へのアクセス回線の伝送許容量は年々大きくなってきているが、Ethernet(登録商標)のような双方向に10Mbps以上の伝送許容量を有するアクセス回線は未だ一部である。

30

【0029】

さらに近年、上で述べたような家庭内ネットワークへのゲートウェイの役割を担うアクセスルータD2にIP電話機能を同時に載せる図2のような試みが行われている。図2の上位の伝送路D3には、クライアントD1とサーバD7との間のTCPセグメントD5と、IP電話D8とIP電話機能が搭載されたアクセスルータD2との間のUDPによる音声通信パケットD4とが混在する。また、上位の伝送路D3の伝送許容量は1Mbpsなので、他の伝送路D9、D10より小さく、特にTCPセグメントD5と音声通信パケットD4を同時に扱う場合は伝送路D3の伝送許容量を超えてしまう可能性がある。伝送許容量を超えるとアクセスルータD2のパケット送信キューや受信キューが最大長まで伸びてしまい、パケットロスが発生する。

40

【0030】

特に音声通信パケットD4は、ロスが発生すると音声品質に大きな影響を及ぼす。また一般的にTCPセグメントによって上位の伝送路D3上の伝送量が伝送許容量に近付くにつれ、音声通信パケットのジッター(例えば非特許文献1参照)が大きくなり、これも音声品質に大きな影響を及ぼす。この現象は図2でのアクセスルータD2だけでなく、上位の中継装置D6でも発生する。よって図2のような構成の場合、音声品質を上げる場合は、音声以外の通信パケット、すなわち図2においてはTCPセグメントD5のスループットを意図的に下げる必要がある。図2における音声以外のTCPセグメントD5の上り方

50

向スループットを下げることは、アクセスルータ D 2 が出力パケットを自ら制御することで実現可能である。しかし下り方向は T C P セグメントおよび音声通信パケットを上位の中継装置 D 6 が送信するため、アクセスルータ D 2 による制御は困難である。

【 0 0 3 1 】

一般家庭内で行う音声通信以外の通信の大部分は T C P のような信頼性のある送信方法によって行われているが、このような音声通信以外の T C P 通信の下り方向スループットを意図的に下げ、相対的に音声通信を優先させて音声品質を確保するためには、「クライアントからのウィンドウサイズの値を下げる」(例えば特許文献 1 参照)という手法が知られている。

【特許文献 1】米国特許第 6 , 0 3 8 , 2 1 6 号明細書

【非特許文献 1】H. Schulzrinne. "RTP: A Transport Protocol for Real-Time Applications". RFC number:1889 [online]. January 1996. The Internet Engineering Task Force. [retrieved on 10 April 2006]. Retrieved from the Internet: <URL:http://www.ietf.org/rfc/rfc1889.txt>

【発明の開示】

【発明が解決しようとする課題】

【 0 0 3 2 】

しかしながらクライアント端末の中には前記ウィンドウサイズを無視する実装がなされたものが存在するため、上記特許文献 1 の技術ではこのようなウィンドウサイズを処理できないクライアントに対しては有用でなく、音声通信以外の T C P 通信の下り方向スループットを意図的に下げることが出来ず、結果的に音声品質を確保出来ないという課題があった。

【 0 0 3 3 】

本発明は、このような従来の課題を解決するものであり、ウィンドウサイズに依存することなく音声通信以外の T C P 通信の下り方向スループットを下げ、音声品質を確保することを目的とする。

【課題を解決するための手段】

【 0 0 3 4 】

本発明は上記目的を達成するために、少なくとも 1 つ以上のサーバと 1 つ以上のクライアントの間の通信をネットワーク上で中継するネットワーク中継装置であって、前記中継を行うセッション毎に前記クライアントから受信したパケットの A C K 番号を順に複数記憶し、接続されたネットワーク上より受信したパケットが前記クライアントから前記サーバへの上り方向の場合、前記パケットの A C K 番号を、前記パケットが属するセッションに対応して記憶される複数の A C K 番号の中でその時点でもっとも古く記憶された A C K 番号に書き換えた後に前記サーバへ送信するようにしたものである。

【発明の効果】

【 0 0 3 5 】

本発明によれば、元の番号より小さな値へ書き換えられた A C K 番号を有する A C K パケットを受け取ったサーバは、自分がそれより前にクライアントに送ったパケットが全て届いているわけでない判断し、クライアントへ送ったパケットの全てが届くことを示す A C K 番号を有する A C K パケットをクライアントから受け取るまでクライアントへの新たなパケット送信を行わなくなるので、下り方向の T C P スループットがネットワークの許容範囲を超えず、その結果同時に流した音声通信パケットなどのパケットロスを低減することができる。またウィンドウサイズを使わないので、ウィンドウサイズを処理しない端末を用いた通信でスループットが下がらない等の問題を解決することができる。

【発明を実施するための最良の形態】

【 0 0 3 6 】

本発明に係るネットワーク中継装置は、少なくとも 1 つ以上のサーバと 1 つ以上のクライアントの間の通信をネットワーク上で中継するネットワーク中継装置であって、前記中継を行うセッション毎に前記クライアントから受信したパケットの A C K 番号を順に複数

記憶し、接続されたネットワーク上より受信したパケットが前記クライアントから前記サーバへの上り方向の場合、前記パケットのＡＣＫ番号を、前記パケットが属するセッションに対応して記憶される複数のＡＣＫ番号の中でその時点でもっとも古く記憶されたＡＣＫ番号に書き換えた後に前記サーバへ送信する構成を採る。

【００３７】

これにより、元の番号より小さな値へ書き換えられたＡＣＫ番号を有するＡＣＫパケットを受け取ったサーバは、自分がそれより前にクライアントに送ったパケットが全て届いているわけではないと判断し、クライアントへ送ったパケットの全てが届くことを示すＡＣＫ番号を有するＡＣＫパケットをクライアントから受け取るまでクライアントへの新たなパケット送信を行わなくなるので、下り方向のＴＣＰスループットがネットワークの許容範囲を超えず、その結果同時に流した音声通信パケットなどのパケットロスを低減することができる。

10

【００３９】

また、ＡＣＫ番号ができるだけ小さな値に書き換えられ、その結果サーバのＲＴＴがより大きくなりＲＴＯをオーバーしやすくなるので、サーバから見て仮想的な輻輳状態がより起こしやすくなり、その結果下り方向のＴＣＰパケットのスループットがより抑えられる。

【００４０】

また、本発明は、前記サーバと前記クライアントとの間で音声通信のセッションが行われる場合に、前記音声通信のセッション以外のＴＣＰによる通信のセッションにおいて、前記ＡＣＫ番号の書き換えを行う構成を採る。

20

これにより、音声や音声に加え動画情報も同時に送受信するパケットの通信が優先され、その他の種類のパケットの通信スループットが抑えられるので、デジタル音声または動画の通信品質が保たれ、良好なデジタル音声通話や動画配信が実現される。

また、本発明は、前記ネットワーク上より受信したパケットが前記クライアントから前記サーバへの上り方向でかつ前記パケット内にＴＣＰデータが格納されていないデータ無しのＡＣＫの場合は、前記ＡＣＫ番号を、前記もっとも古く記憶されたＡＣＫ番号へ書き換えた後に当該パケットを送信する処理と、当該パケットを送信しない処理とを交互に実行する構成を採る。

【００４１】

30

これにより、ＡＣＫ番号ができるだけ小さな値に書き換えられ、その結果サーバのＲＴＴがより大きくなりＲＴＯをオーバーしやすくなるので、サーバとクライアントとの通信が双方向でない場合に、サーバからのパケット送信モードができるだけ早くスロースタートモードから輻輳回避モードへ切り替わる。

【００４２】

また、本発明に係るネットワーク中継装置は、少なくとも１つ以上のサーバと１つ以上のクライアントの間の通信をネットワーク上で中継するネットワーク中継装置であって、前記中継を行うセッション毎に前記クライアントから受信したパケットのＡＣＫ番号を順に複数記憶し、接続されたネットワーク上より受信したパケットが前記クライアントから前記サーバへの上り方向のＡＣＫであって、かつその直前に送信された上り方向のＡＣＫが２度続けて同じＡＣＫ番号の場合は、前記受信したパケットが属するセッションに対応して記憶される複数のＡＣＫ番号の中でその時点でもっとも古く記憶されたＡＣＫ番号に、元のＡＣＫ番号を書き換えて送信し、前記ネットワーク上より受信したパケットが上り方向のＡＣＫであってかつその直前に送信された２つの上り方向のＡＣＫが同じＡＣＫ番号でない場合は、その直前に前記ネットワーク上へ送信した上り方向のパケットと同じＡＣＫ番号に元のＡＣＫ番号を書き換えた後に前記サーバへ送信する構成を採る。

40

【００４３】

これにより、ＡＣＫ番号ができるだけ小さな値に書き換えられ、その結果サーバのＲＴＴがより大きくなりＲＴＯをオーバーしやすくなるので、サーバとクライアントとの通信が双方向の場合に、クライアントからサーバへのデータ送信が補償され、かつサーバから

50

の packets 送信モードをできるだけ早くスロースタートモードから輻輳回避モードへ切り替わる。

【 0 0 5 0 】

また、本発明に係るネットワーク通信システムは、少なくとも 1 つ以上のサーバと、少なくとも 1 つ以上のクライアントと、前記サーバと前記クライアントの間の通信をネットワーク上で中継するネットワーク中継装置とを備え、前記ネットワーク中継装置は、前記中継を行うセッション毎に前記クライアントから受信したパケットの A C K 番号を順に複数記憶し、ネットワーク上より受信したパケットが前記クライアントから前記サーバへの上り方向の場合、前記パケットの A C K 番号を、前記パケットが属するセッションに対応して記憶される複数の A C K 番号の中でその時点でもっとも古く記憶された A C K 番号に書き換えた後に前記サーバへ送信する構成を採る。

10

【 0 0 5 1 】

これにより、元の番号より小さな値へ書き換えられた A C K 番号を有する A C K パケットを受け取ったサーバは、自分がそれより前にクライアントに送ったパケットが全て届いているわけでないと判断し、クライアントへ送ったパケットの全てが届くことを示す A C K 番号を有する A C K パケットをクライアントから受け取るまでクライアントへの新たなパケット送信を行わなくなるので、下り方向の T C P スループットがネットワークの許容範囲を超えず、その結果同時に流した音声通信パケットなどのパケットロスを低減することができる。

20

【 0 0 5 2 】

また、本発明は、前記サーバと前記クライアントとの間で音声通信のセッションが行われる場合に、前記ネットワーク中継装置は、前記音声通信のセッション以外の T C P による通信のセッションにおいて、前記 A C K 番号の書き換えを行う構成を採る。

【 0 0 5 3 】

これにより、音声や音声に加え動画情報も同時に送受信するパケットの通信が優先され、その他の種類のパケットの通信スループットが抑えられるので、デジタル音声または動画の通信品質が保たれ、良好なデジタル音声通話や動画配信が実現される。

【実施例】

【 0 0 5 4 】

以下、本発明の具体的な内容について実施例を用いて説明する。本実施例においては、本発明によって実現される機能を「T C P シェーパ」と称す。また、一つのパケットの中に含まれるデータ全体のことをパケットデータと称し、特に T C P セグメントを内包するパケットのことを T C P パケットと称す。T C P セグメントおよび A C K の定義については前記背景技術にて定義したものと同一である。

30

【 0 0 5 5 】

また T C P による通信は一組のサーバ・クライアントから成り、クライアントは接続要求をサーバに対して送信する。サーバでクライアントからの接続要求が受理された場合、データ通信のためのチャンネルがサーバ・クライアント間で作られる。このチャンネルは同一のサーバ・クライアント間で複数作ることができ、それぞれクライアント I P アドレス・サーバの I P アドレス（例えば図 2 8 の送信元 I P アドレスフィールド 5 0 2 および宛先 I P アドレスフィールド 5 0 3 に格納されたデータ）・クライアントの送信元ポート番号（例えば図 1 9 の 1 1 4 に格納されたデータ）・サーバへの宛先ポート番号（例えば図 1 9 の 1 1 5 に格納されたデータ）によりチャンネルを識別することができる。以下ではこのチャンネルのことを「セッション」と呼ぶ。

40

【 0 0 5 6 】

（実施の形態 1）本実施の形態 1 においては以下の順序で話を進める。まず図 1 を用いて本発明の基本的な動作概念について述べる。次に図 3 ~ 図 5 を用いて基本型 T C P シェーパの構成を説明し、図 6 ~ 図 9 を用いて基本型 T C P シェーパを構成する各モジュールの処理フローについて述べる。最後に「輻輳回避モード」における基本型 T C P シェーパの動作例について図 1 0 および図 1 1 を用いて説明し、「スロースタートモード」

50

における基本型ＴＣＰシェーパの動作例について図１２および図１３を用いて述べる。

【００５７】

図１は本発明の基本的な動作概念を説明したものである。図１におけるＬＡＮ側クライアント３０１とＷＡＮ側サーバ３０２は、互いにＴＣＰを用いて通信を行う。ＬＡＮ側クライアント３０１とＷＡＮ側サーバ３０２間の通信経路の途中にＴＣＰシェーパを搭載した中継装置３０３が存在するものとする。ここで上り方向はＴＣＰシェーパを搭載した中継装置３０３からＷＡＮ側サーバへの向きである。さらに、ＴＣＰシェーパを搭載した中継装置３０３とＷＡＮ側サーバ３０２との間の伝送路は、ＬＡＮ側クライアント３０１とＴＣＰシェーパを搭載した中継装置３０３との間の伝送路に対して「上位の伝送路」と呼ばれる。

10

【００５８】

ＬＡＮ側クライアント３０１がＷＡＮ側サーバ３０２に送信するＴＣＰセグメントＧ３を、ＴＣＰシェーパを搭載した中継装置３０３が転送する際、ＴＣＰシェーパを搭載した中継装置３０３はＡＣＫ番号フィールドの値（以後、「ＡＣＫ番号」と称す） b を、 n を引いた値 $b - n$ に更新しＴＣＰセグメントＧ４として転送する。このようにＴＣＰシェーパを搭載した中継装置３０３によって上り方向ＴＣＰセグメントのＡＣＫ番号がより小さい値に書き換えられることで、ＴＣＰセグメントＧ４はＴＣＰセグメントＧ２に対するＡＣＫではなく、ＴＣＰセグメントＧ２より以前にＷＡＮ側サーバ３０２からＬＡＮ側クライアント３０１に対して送られたＴＣＰセグメントに対するＡＣＫとなる。よってＧ２に対するＡＣＫは、図１よりも後の図示されていないシーケンスにおいてＴＣＰシェーパを搭載した中継装置３０３から送信されることになる。

20

【００５９】

するとＴＣＰセグメントの送受信に関するＷＡＮ側サーバ３０２のＲＴＴの値は大きくなり、ＲＴＯの値を容易にオーバーしやすくなる。その結果としてＴＣＰセグメントの送受信の輻輳状態が仮想的に引き起こされ、ＷＡＮ側サーバ３０２からＬＡＮ側クライアント３０１への下り方向ＴＣＰセグメントのスループットが抑えられ、他の種類の通信帯域が確保されやすくなる。

【００６０】

次に図３～図５を用いて基本型ＴＣＰシェーパの構成を説明する。図３は基本型ＴＣＰシェーパの全体構成の例である。基本型ＴＣＰシェーパＡ１２は例えば図１における中継装置３０３における拡張機能の一つとして実装される。

30

【００６１】

通常の中継装置は図３のパケット入力部Ａ１、パケット転送部Ａ２、パケット出力部Ａ９のみを有するが、基本型ＴＣＰシェーパを有する中継装置３０３はこれらに加えてＴＣＰシェーパ本体Ａ１２をも有する。

【００６２】

ＴＣＰシェーパ本体Ａ１２は、パケット転送部Ａ２においてＴＣＰパケット（ＴＣＰセグメントを持つパケット）を、経路Ｂ１を介してインターセプトし、インターセプトしたＴＣＰパケットのＡＣＫ番号の変更を行った後、もしくはシーケンス番号を取得した後に経路Ｂ２を介して再度パケット転送部Ａ２に戻す。ＴＣＰパケット以外のパケットについては、ＴＣＰシェーパ本体Ａ１２はインターセプトしない。従って、ＴＣＰパケット以外のパケットについてはパケット転送部Ａ２がパケット入力部Ａ１から受け取った後、そのままパケット出力部へ転送する。

40

【００６３】

図３に示すように、本実施の形態１におけるＴＣＰシェーパ本体Ａ１２はパケット傍受部Ａ３、ＡＣＫ番号変更部Ａ４、シーケンス番号取得部Ａ５、セッション管理部Ａ６、セッション情報保持手段Ａ７、パケット数保持手段Ａ８の各モジュールで構成されている。

【００６４】

パケット傍受部Ａ３は、パケット転送部Ａ２からＴＣＰパケットをインターセプトし他

50

のモジュールへ転送したり、他のモジュールで処理の済んだTCPパケットをパケット転送部A2へ戻したりする役割を持つ。また、パケット傍受部A3は、パケットに含まれる発信元IPアドレス（例えば図28の送信元IPアドレスフィールド502に格納されたデータ）・宛先IPアドレス（例えば図28の宛先IPアドレスフィールド503に格納されたデータ）によりパケットが上り方向に向かっているのかどうかの判定も行う。

【0065】

ACK番号変更部A4は、パケット傍受部A3がインターセプトしたTCPパケットのうち、例えば後に述べるルールに基づいて抽出した上り方向ACKのACK番号（例えば図19における111）を、セッション情報保持手段A7からセッション管理部A6を介して取得した新たなACK番号へ変更する。

10

【0066】

シーケンス番号取得部A5は、パケット傍受部A3がインターセプトした下り方向TCPパケットから、シーケンス番号（例えば図19における110）とTCPデータ（例えば図19における104）のデータ長を抽出する。抽出されたシーケンス番号とTCPデータのデータ長は加算され、その加算された値がセッション管理部A6を介してセッション情報保持手段A7に書き込まれる。

【0067】

セッション管理部A6は、ACK番号変更部A4またはシーケンス番号取得部A5と、セッション情報保持手段A7またはパケット数保持手段A8との各種データ受け渡しの仲介を行う。

20

【0068】

セッション情報保持手段A7またはパケット数保持手段A8に保持されるセッションの数が複数存在する場合、セッション管理部A6はさらに、セッション情報保持手段A7またはパケット数保持手段A8と受け渡しする各種データが、セッション情報保持手段A7またはパケット数保持手段A8のどのセッションに属するかの判定を行う。例えばパケットの発信元IPアドレス（例えば図28の送信元IPアドレスフィールド502に格納されたデータ）・宛先IPアドレス（例えば図28の宛先IPアドレスフィールド503に格納されたデータ）およびTCPの発信元ポート番号（例えば図19の114に格納されたデータ）・宛先ポート番号（例えば図19の115に格納されたデータ）等、そのTCPパケットが属するセッションを特定する情報を他の情報と併せてACK番号変更部A4またはシーケンス番号取得部A5から取得し、それらの情報から例えばセッション情報保持手段A7またはパケット数保持手段A8におけるメモリ空間を特定して、該当するセッションのメモリ空間に保持する。

30

【0069】

図4はセッション情報保持手段A7の内部構造の例である。セッション情報保持手段A7はセッション毎にメモリ空間を確保してセッション情報を保持する。例えばセッション1に割り当てられたメモリ空間には、パケットの発信元IPアドレス（例えば図28の送信元IPアドレスフィールド502に格納されたデータ）・宛先IPアドレス（例えば図28の宛先IPアドレスフィールド503に格納されたデータ）およびTCPの発信元ポート番号（例えば図19の114に格納されたデータ）・宛先ポート番号（例えば図19の115に格納されたデータ）を格納するC2、セッションのモード情報C3（詳細は後述）、ACK番号をアドレスS0～Sn-1へ格納するためのセッションリストC4が保持されている。

40

【0070】

セッション情報保持手段A7の内部で管理される各セッションのACK番号を保持するセッションリスト（例えば図4のセッション1におけるC4）はFIFO型の構造を有している。例えば図4のセッション1において、セッション管理部A6がそのセッションリストC4に新規のACK番号を登録する場合には常に一番上のアドレスSn-1へ格納され、セッションリストC4からACK番号を取り出す場合には常に一番下のアドレスS0に格納されているACK番号から取り出されるようになっている。アドレスS0にあるA

50

C K 番号が取り出されたら、その上のアドレス $S_1 \sim S_{n-1}$ に格納されている A C K 番号のデータはそれぞれ 1 つ下のアドレスへと移動するようになっている。つまり、ある時点でのセッションリスト C 4 において、アドレス S_0 に登録されている A C K 番号はその時点で常にもっとも古い時刻に登録された A C K 番号であるため最初に取り出され、アドレス S_{n-1} に登録されている A C K 番号はその時点のセッションリスト C 4 が保持している A C K 番号の中でもっとも新しい時刻に登録された A C K 番号であるため最後に取り出されることになる。このようにして、セッション情報保持手段 A 7 からは、該当するセッションリストが保持しているものの中で登録された時刻の最も古い A C K 番号が常に取り出されるようになっている。

【 0 0 7 1 】

10

セッションリストはセッション毎に保持されるが、通常保持できるセッションの数は有限である。セッション管理部 A 6 がセッション情報保持手段 A 7 に新しいセッションリストを作成しようとした時、もしセッション情報保持手段 A 7 に空いているセッションリストのメモリ空間が無かった場合には、例えばセッション管理部 A 6 はもっとも長時間にわたり更新されていないセッションリストをセッション情報保持手段 A 7 から削除して新しいセッションリストの作成に充てる等のことを行う。

【 0 0 7 2 】

セッションのモード情報（例えば図 4 のセッション 1 における C 3 ）には、該当するセッションのモードの状態、つまりスロースタートモードであるか、輻輳回避モードであるかの情報が格納される。本実施の形態 1 においてはスロースタートモードを 1、輻輳回避モードを 0 とする。いずれのモードにおいても、後述するある一定のルールに基づいて抽出された上り方向 A C K はその A C K 番号（例えば図 1 9 における 1 1 1 ）が書き換えられた後に W A N 側サーバ 3 0 2 へと転送されるが、それ以外の上り方向 A C K は W A N 側サーバ 3 0 2 へは転送されない。

20

【 0 0 7 3 】

本実施の形態 1 においては以下のような一定のルールにより上り方向 A C K の抽出を行うものとする。すなわち、スロースタートモードにおいては上り方向の T C P パケットを必ず 1 つ置きに抽出してその A C K 番号を書き換えるものとし、輻輳回避モードにおいては上り方向の T C P パケットの A C K 番号を常に書き換えるものとする。本発明における上り方向 A C K の抽出ルールはこれに限らずどのように定義しても良いが、その抽出頻度についてはスロースタートモードのそれが輻輳回避モードのそれと同等か、もしくはそれよりも低く設定しなければならない。

30

【 0 0 7 4 】

パケット数保持手段 A 8 は、上り方向に送信した T C P パケットの数をセッション毎に保持する。図 5 はパケット数保持手段 A 8 の内部構造の例である。各パケットカウンタ J 1、J 3、J 5 には、各セッションの上り方向へ転送した T C P パケットの数が格納される。これらのパケットカウンタ J 1、J 3、J 5 は、スロースタートモードにおいて、上り方向 A C K を 2 つに 1 つの割合でドロップさせるための処理に用いる。

【 0 0 7 5 】

前記セッション情報保持手段 A 7 と同じくパケットカウンタもセッション毎に設けられている。通常保持できるセッション数は有限である。セッション管理部 A 6 がパケット数保持手段 A 8 に新しいセッションに用いるパケットカウンタを作成しようとした時、もしパケット数保持手段 A 8 に空いているパケットカウンタのメモリ空間が無かった場合には、例えばセッション管理部 A 6 はもっとも長時間にわたり更新されていないパケットカウンタをパケット数保持手段 A 8 から削除して新しいセッションに用いるパケットカウンタの作成に充てる等のことを行う。

40

【 0 0 7 6 】

以上のモジュールを用いて以下のような処理を行うことにより、各セッションに流れる T C P セグメントのスループットを抑える。

【 0 0 7 7 】

50

これより、図 6 ~ 図 9 を用いて基本型 T C P シェーパを構成する各モジュールの処理フローについて述べる。なお、前述のようにパケット転送部 A 2 以外のモジュールにおいては T C P パケットのみが取り扱われる。

【 0 0 7 8 】

図 6 はパケット転送部 A 2 の処理フローの例である。パケットの入力は、パケット入力部 A 1 からのものとパケット傍受部 A 3 からのものとがある。

【 0 0 7 9 】

パケット転送部 A 2 はまずステップ f 1 1 において、入力されたパケットがどこのモジュールからのものなのかを調べる。入力されたパケットがパケット入力部 A 1 からの入力であれば、パケット転送部 A 2 はステップ f 1 2 の処理を行う。入力されたパケットがパケット傍受部 A 3 からの入力であれば、そのパケットは T C P シェーパの処理が終了したパケットであることを意味する。従ってパケット転送部 A 2 はパケット出力部 A 9 へパケットを渡す。

10

【 0 0 8 0 】

ステップ f 1 2 において、パケット転送部 A 2 は入力されたパケットが T C P パケットか否かを判定する。例えば背景技術における図 2 8 の I P ヘッダ 1 1 3 内のプロトコル番号フィールド 5 0 1 に記載している番号が 6 であればそのパケットは T C P パケットであると判定できる。その場合、パケット転送部 A 2 はパケット傍受部 A 3 にパケットデータを渡し、T C P シェーパの処理を開始する。入力されたパケットが T C P パケットでない場合、パケット転送部 A 2 は通常の転送処理と同様にパケット出力部 A 9 へパケットを渡す。

20

【 0 0 8 1 】

図 7 はパケット転送部 A 2 からの入力パケットに対するパケット傍受部 A 3 の処理フローの例である。

【 0 0 8 2 】

ステップ f 2 1 において、パケット傍受部 A 3 は入力されたパケットデータから発信元 I P アドレス（例えば図 2 8 の送信元 I P アドレスフィールド 5 0 2 に格納されたデータ）および宛先 I P アドレス（例えば図 2 8 の宛先 I P アドレスフィールド 5 0 3 に格納されたデータ）を取り出す。次にステップ f 2 2 において、パケット傍受部 A 3 はステップ f 2 1 で取り出したパケットの発信元 I P アドレス（例えば図 2 8 の送信元 I P アドレスフィールド 5 0 2 に格納されたデータ）・宛先 I P アドレスから、上り方向の T C P パケットなのか下り方向の T C P パケットなのかを判別する。

30

【 0 0 8 3 】

入力されたパケットが上り方向の場合、パケット傍受部 A 3 は図 3 の経路 B 3 を介してパケットデータを A C K 番号変更部 A 4 に渡し、下り方向の場合は図 3 の経路 B 5 を介してパケットデータをシーケンス番号取得部 A 5 に渡す。

【 0 0 8 4 】

ちなみに、A C K 番号変更部 A 4 またはシーケンス番号取得部 A 5 からパケット傍受部 A 3 に入力されたパケットデータに対してパケット傍受部 A 3 は何の処理も行わず、パケット転送部 A 2 にパケットデータを渡す。

40

【 0 0 8 5 】

図 8 は上り方向 T C P パケットに対する A C K 番号変更部 A 4 の処理フローの例である。

【 0 0 8 6 】

A C K 番号変更部 A 4 へ入力されるものはパケット傍受部 A 3 から渡される上り方向の T C P パケットのみである（図 3 の経路 B 3）。また、セッション管理部 A 6 との間において、A C K 番号変更部 A 4 は T C P パケットそのものでなく、パケットの属しているセッションに関する情報のみでのやり取りを行う。

【 0 0 8 7 】

A C K 番号変更部 A 4 は、ステップ f 4 0 1 において、パケット傍受部 A 3 から入力さ

50

れた上り方向ＴＣＰパケットのＴＣＰデータ部に実データが存在するかどうかを判定する（背景技術の図１９におけるＴＣＰパケット１０２の中にはＴＣＰデータ１０４の部分に実データが存在しないものがある。以下、このような状態を「ＴＣＰデータ無し」と表す。逆にＴＣＰデータ１０４の部分に実データが存在する状態を「ＴＣＰデータ有り」と表す）。上り方向ＴＣＰパケットがＴＣＰデータ無しの場合そのＴＣＰパケットはＡＣＫなので、ＡＣＫ番号変更部Ａ４はステップｆ４０２の処理を行う。

【００８８】

上り方向ＴＣＰパケットがＴＣＰデータ有りの場合、本実施の形態１におけるＡＣＫ番号変更部Ａ４はその上り方向ＴＣＰパケットをドロップする。つまり、図１におけるＬＡＮ側クライアント３０１からのＴＣＰデータ有り上りＴＣＰパケットをＷＡＮ側サーバ３０２へ送らないようにする。その理由としてはＴＣＰデータ有りパケットに対するＡＣＫをＷＡＮ側サーバ３０２へ送らないことでＴＣＰのＲＴＴをより大きくし、輻輳状態を発生しやすくすることが挙げられる。ＴＣＰデータ有りの上り方向ＴＣＰパケットがそれほど多くないことが明らかまたは予測可能な場合、ＡＣＫ番号変更部Ａ４はそれらのパケットをドロップする代わりに、再びパケット転送部Ａ２へ戻した後、パケット出力部Ａ９を介して中継装置Ａ１１より出力するようにしても構わない。しかしながら本実施の形態１においては、ＡＣＫ番号変更部Ａ４がＴＣＰデータ有りの上り方向ＴＣＰパケットをドロップするという前提で話を進める。

【００８９】

ステップｆ４０２において、ＡＣＫ番号変更部Ａ４はセッション管理部Ａ６を経由し、セッション情報保持手段Ａ７から処理中のパケットが属しているセッションのモード情報（例えば図４のセッション１においてはＣ３）を取得する。ステップｆ４０３において、ＡＣＫ番号変更部Ａ４はステップｆ４０２にて取得したモード情報を元に、現在のセッションの動作モードがスロースタートモードか輻輳回避モードかを判定する。

【００９０】

セッションの動作モードが輻輳回避モードである場合、ＡＣＫ番号変更部Ａ４はステップｆ４０４においてセッション情報保持手段Ａ７よりセッション管理部Ａ６経由にて現在処理しているパケットが属するセッションリスト（例えば図４のセッション１であればＣ４）からその時点でもっとも古いＡＣＫ番号（例えば図４のセッション１であればアドレスＳ０に格納されているデータ）を取得し、ステップｆ４０５においてパケット傍受部Ａ３が一時的に保持するＴＣＰパケットのＡＣＫ番号を、先ほど取得したＡＣＫ番号（例えば図４のセッション１であればＳ０）に書き換える。その後、ＡＣＫ番号変更部Ａ４はＡＣＫ番号の書き換えが完了したＴＣＰパケットをパケット傍受部Ａ３へ渡す。もしセッションリストが空の場合は、ＡＣＫ番号変更部Ａ４はそこで一時的に保持するＴＣＰパケットのＡＣＫ番号の書き換えを行わずに、ＴＣＰパケットをパケット傍受部Ａ３へ渡す。

【００９１】

セッションの動作モードがスロースタートモードである場合、ＡＣＫ番号変更部Ａ４はステップｆ４０６においてセッション管理部Ａ６経由にてパケット数保持手段Ａ８から現在処理中のパケットの属するセッションのパケットカウンター（例えば図４のセッション１であればＪ１）の値を取り出し、ステップｆ４０７においてそのパケットカウンターの値が偶数であるか否かを判定する。パケットカウンターの値が偶数の場合にはＡＣＫ番号変更部Ａ４はステップｆ４０８の処理を行い、奇数の場合にはステップｆ４１１の処理を行う。（なお、ステップｆ４０７の分岐は本実施の形態１と逆に設定しても良い。すなわち、奇数の場合にステップｆ４０８の処理を行うという設定でもよい。）

ステップｆ４１１において、ＡＣＫ番号変更部Ａ４はセッション管理部Ａ６経由にてパケット数保持手段Ａ８内の該当するパケットカウンター（例えば図４のセッション１であればＪ１）を１インクリメントした後、ＴＣＰパケットをドロップする。これにより、「上り方向のＴＣＰパケットを必ず１つ置きに抽出してそのＡＣＫ番号を書き換える」という、本実施の形態１におけるスロースタートモードが実現する。

【００９２】

ステップ f 4 0 8 において A C K 番号変更部 A 4 は、セッション管理部 A 6 経由にてセッション情報保持手段 A 7 のうち A C K 番号変更部 A 4 が一時的に保持している T C P パケットが属するセッションリスト（例えば図 4 のセッション 1 であれば C 4）からその時点でもっとも古い A C K 番号（例えば図 4 のセッション 1 であればアドレス S 0 に格納されているデータ）を取得し、ステップ f 4 0 9 にてパケットの A C K 番号を更新する。（ただし、ステップ f 4 0 9 において該当するセッションリスト、例えば図 4 のセッション 1 であれば C 4 が空の場合、A C K 番号変更部 A 4 は A C K 番号の更新を行わない。）その後ステップ f 4 1 0 において、A C K 番号変更部 A 4 はパケット数保持手段 A 8 に該当するセッションのパケットカウンター（例えば図 4 のセッション 1 であれば J 1）を 1 インクリメントした後、経路 B 4 を介しパケット傍受部 A 3 に処理が終了した T C P パケットを渡す。

10

【 0 0 9 3 】

図 9 はシーケンス番号取得部 A 5 の処理フローの例である。シーケンス番号取得部 A 5 へ入力されるものはパケット傍受部 A 3 から渡される下り方向の T C P パケットのみである（図 3 の経路 B 5）。また、セッション管理部 A 6 との間において、シーケンス番号取得部 A 5 は T C P パケットそのものでなく、パケットの属しているセッションに関する情報のみでのやり取りを行う。

【 0 0 9 4 】

ステップ f 3 1 において、シーケンス番号取得部 A 5 は入力された下り方向 T C P パケットの T C P データ部に実データが存在するかどうかを判定する。すなわち、T C P データ有りなのか T C P データ無しなのかを判定する。T C P データ無しの場合、シーケンス番号取得部 A 5 はその下り方向 T C P パケットに対して何も処理を行わずにパケット傍受部 A 3 へパケットデータを渡す。T C P データ有りの場合、シーケンス番号取得部 A 5 は、ステップ f 3 2 の処理を実行する。

20

【 0 0 9 5 】

ステップ f 3 2 において、シーケンス番号取得部 A 5 は処理中の下り方向 T C P パケットから T C P データ（例えば背景技術の図 1 9 においては T C P パケット 1 0 2 中の T C P データ 1 0 4）のデータ長とシーケンス番号を取得する。ステップ f 3 3 において、シーケンス番号取得部 A 5 はセッション管理部 A 6 経由でパケットが属しているセッションのリスト C 4 を、セッション情報保持手段 A 7 から取得する。

30

【 0 0 9 6 】

ステップ f 3 4 において、シーケンス番号取得部 A 5 は処理中の下り方向 T C P パケットに該当するセッションリスト（例えば図 4 のセッション 1 であれば C 4）から最新の A C K 番号（例えば図 4 のセッション 1 であればアドレス S n - 1 に格納されているデータ）をセッション情報保持手段 A 7 よりセッション管理部 A 6 経由にて取得する。次に、シーケンス番号取得部 A 5 は先ほどのステップ f 3 2 において取得した T C P データ長とシーケンス番号との加算値を算出する。そして、その算出値と、先ほど取得した最新の A C K 番号（例えば図 4 のセッション 1 であればアドレス S n - 1 に格納されているデータ）とを比較する。

【 0 0 9 7 】

40

ここで最新の A C K 番号（例えば図 4 のセッション 1 であればアドレス S n - 1 に格納されているデータ）が T C P データ長とシーケンス番号との加算値より大きい場合、シーケンス番号取得部 A 5 は処理中の下り方向 T C P パケットが再送パケットでないと判定する。その後ステップ f 3 5 において、シーケンス番号取得部 A 5 は先ほどのステップ f 3 2 において取得した処理中の下り方向 T C P パケットのシーケンス番号と T C P データ長との加算値をセッション情報保持手段 A 7 に保持された該当するセッションリストに追加登録する。

【 0 0 9 8 】

最新の A C K 番号（例えば図 4 のセッション 1 であれば S n - 1）が T C P データ長とシーケンス番号との加算値より小さい場合、シーケンス番号取得部 A 5 は処理中の下り方

50

向TCPパケットが再送パケットであると判定する。この状態は輻輳が発生した（パケットロス、RTOオーバー）とみなされるので、シーケンス番号取得部A5はステップf36において、セッション情報保持手段A7中に保持された該当セッションのモード情報（例えば図4のセッション1であればC3）を輻輳回避モードに設定する。

【0099】

その後ステップf37にて、シーケンス番号取得部A5はセッション情報保持手段A7からその時点でもっとも古いACK番号（例えば図4のセッション1であればアドレスS0に格納されているデータ）を取り出し、そのACK番号を持つTCPデータ無しの上り方向TCPパケットを、セッション情報保持手段A7のC2に格納されている送信元IPアドレス（例えば図28の宛先IPアドレスフィールド502に格納されたデータ）・宛先IPアドレス（例えば図28の宛先IPアドレスフィールド503に格納されたデータ）・送信元ポート番号（例えば図19の114に格納されたデータ）・宛先ポート番号（例えば図19の115に格納されたデータ）を元に新たに構築し、その上り方向TCPパケットと、処理済みの下り方向TCPパケットとをB6にてパケット傍受部A3に渡す。もし処理中の下り方向TCPパケットに該当するセッションリストがセッション情報保持手段A7に存在しない場合、つまり新規セッションの場合、シーケンス番号取得部A5はセッション管理部A6を介してセッション情報保持手段A7内に新規のセッションリストを作成する。

【0100】

以上の構成および処理フローを有する基本型TCPシェーパの動作例を説明する。まず、図10・図11を用いて輻輳回避モード時の基本型TCPシェーパの動作例について述べる。図10はサーバ401・クライアント402・TCPシェーパを搭載した中継装置（以下、「TCPシェーパ中継装置」と称す）403間での輻輳回避モード時のTCPによる通信の例である。サーバ401・クライアント402間の通信経路途中にはTCPシェーパ中継装置403がある。このTCPシェーパ中継装置403の内部構成は図3～図5に示すものと同一とする。さらに、TCPシェーパ中継装置403がサーバ401・クライアント402間の通信経路途中で取り扱うパケットは、前述の図6～図9に示すフロー処理がなされるものとする。サーバ401はクライアント402に対してTCPで毎回1000バイトずつTCPデータを含むパケット（K10、K30、K40、K60、K70、K90）を送信する。クライアント402はサーバ401に対しTCPデータを含まないパケット（M2、M5、M8）、つまりサーバ401から送信されたTCPデータを含むパケット（K10、K30、K40、K60、K70）に対するACKを送信する。

【0101】

図11は、図10の通信時におけるセッション情報保持手段A7でのセッションリストの遷移例である。それらのセッションリストの遷移は図4のセッション保持手段A7におけるセッション1上で行われるものとする。すなわち、TCPシェーパ中継装置403のセッション情報保持手段A7のセッションリストC4は図11の状態L1から開始され、値11001と値10001がそれぞれ状態L1におけるセッションリストC4のアドレスS0およびS1にあらかじめ格納されている。値10001は値11001より古い時刻に登録されたものである。この時点において輻輳はまだ発生していないものとする。また、図10・図11の通信は輻輳回避モードなので、状態L1時のセッション1のモード情報C3には、輻輳回避モードであることを示す値0が格納されているものとする。

【0102】

最初に、サーバ401がパケットK10を、クライアント402に対して送信する。次に、サーバ401・クライアント402間の通信経路途中にあるTCPシェーパ中継装置403が一旦そのパケットK10を受信する。パケットK10は下り方向なので、シーケンス番号取得部A5は前述図9に示すf31からのフローに従い、後述するフローf401以降で上り方向のパケットのACK番号を書き換えるのに必要となるシーケンス番号を、取得・保持するための処理が行われる。

【 0 1 0 3 】

f 3 1においてパケットK 1 0はT C Pデータを含むので、T C Pシェーパ-中継装置4 0 3のシーケンス番号取得部A 5はパケットK 1 0のシーケンス番号とT C Pデータ長を取得し(図9のf 3 2)、パケットK 1 0が有しているI Pアドレス情報(例えば図28の5 0 2および5 0 3)およびポート番号情報(例えば図19の1 1 4および1 1 5)により、セッション情報保持手段A 7に保持されているパケットK 1 0のセッションリストがどれなのかを特定する(図9のf 3 3)。本実施の形態1においては、パケットK 1 0のI Pアドレス情報およびポート番号情報が図4に示すセッション情報保持手段A 7におけるセッション1のI Pアドレス情報およびポート番号情報C 2と一致し、その結果パケットK 1 0のセッションリストがセッション1のセッションリストC 4であると特定されるものとする。

10

【 0 1 0 4 】

その後、シーケンス番号取得部A 5はパケットK 1 0が再送T C Pパケットか否かを例えば以下のようにして判断する(図9のf 3 4)。

【 0 1 0 5 】

図10においてパケットK 1 0はシーケンス番号 = 1 1 0 0 1、T C Pデータ長 = 1 0 0 0 バイトであるので、T C Pシェーパ-中継装置4 0 3のシーケンス番号取得部A 5は図9の処理フローf 3 2において取得したパケットK 1 0のシーケンス番号とT C Pデータ長を加算する。すなわち、 $1 1 0 0 1 + 1 0 0 0 = 1 2 0 0 1$ と加算する。

【 0 1 0 6 】

次にT C Pシェーパ-中継装置4 0 3のシーケンス番号取得部A 5は、このシーケンス番号とT C Pデータ長とを加算した値1 2 0 0 1と、セッション情報保持手段A 7のセッションリストC 4の状態L 1におけるS 1に格納された、この時点で最も登録された時刻が新しいA C K番号の値1 1 0 0 1とを比較する。シーケンス番号とT C Pデータ長とを加算した値1 2 0 0 1のほうが大きいので、シーケンス番号取得部A 5はパケットK 1 0が再送T C Pパケットではないと判断し、シーケンス番号とT C Pデータ長とを加算した値をセッション情報保持手段A 7のセッションリストC 4に追加登録する(図9のf 3 5)。この場合シーケンス番号取得部A 5はシーケンス番号とT C Pデータ長とを加算した値1 2 0 0 1をセッション情報保持手段A 7のセッションリストC 4のS 2に格納する。

20

【 0 1 0 7 】

その後、シーケンス番号取得部A 5はパケットK 1 0をパケットM 1としてパケット傍受部A 3へ渡す(図9のf 3 8)。パケットM 1はパケット転送部A 2・パケット出力部A 9へと順次渡されて、T C Pシェーパ-中継装置4 0 3よりクライアント4 0 2へと転送される。このとき、セッションリストC 4は図11に示すように状態L 1から状態L 2へと遷移する。

30

【 0 1 0 8 】

パケットM 1を受信したクライアント4 0 2は、パケットM 1のA C Kとして、A C K番号1 2 0 0 1を持ち、かつT C Pデータを含まないパケットM 2をサーバ4 0 1へ送信する。その途中でサーバ4 0 1とクライアント4 0 2間の通信経路途中にあるT C Pシェーパ-中継装置4 0 3が一旦そのパケットM 2を受信する。パケットM 2は上り方向なので、A C K番号変更部A 4は図8に示すf 4 0 1からのフローに従ってクライアント4 0 2から受け取ったA C K番号よりも小さな値のA C K番号へ書き換えてからサーバ4 0 1へ渡すことによりサーバ4 0 1からクライアント4 0 2へのデータ送信の帯域を抑えるための処理を行う。

40

【 0 1 0 9 】

f 4 0 1においてパケットM 2はT C Pデータを含まないので、T C Pシェーパ-中継装置4 0 3のA C K番号変更部A 4は、パケットM 2が有しているI Pアドレス情報(例えば図28の5 0 2および5 0 3)およびポート番号情報(例えば図19の1 1 4および1 1 5)により、セッション情報保持手段A 7に保持されているパケットM 2のセッションリストがどれなのかを特定する(図8のf 4 0 2)。本実施の形態1においては、パケ

50

ットM2のIPアドレス情報およびポート番号情報が図4に示すセッション情報保持手段A7におけるセッション1のIPアドレス情報およびポート番号情報C2と一致し、その結果パケットM2のセッションリストがセッション1のセッションリストC4であると特定されるものとする。

【0110】

その後、ACK番号変更部A4は、パケットM2のセッションが輻輳回避モード・スロースタートモードのいずれなのかを、ACK番号保持手段A7のセッション1のモード情報C3に格納された値を元に判断する(図8のf403)。セッション1のモード情報C3には値0(輻輳回避モードを表す)が格納されているので、ACK番号変更部A4はパケットM2に対し、図8に示すf404からのフローに従って輻輳回避モードにおける処理を行う。

10

【0111】

f404においてTCPシェーパ-中継装置403のACK番号変更部A4はその時点でセッション情報保持手段A7のセッションリストC4に格納されている最も登録時刻の古いACK番号、すなわちこの場合の状態L2におけるS0に格納された値10001を取得し(図8のf404。その結果、セッションリストC4のS0の値10001が削除され、S1に格納された値がS0に移り、S2に格納された値がS1に移る)、その値10001をパケットM2のACK番号に上書きする(図8のf405)。パケットM2のACK番号が書き換えられたパケットK20はパケット傍受部A3へと渡され(図8のf412)、そしてパケット転送部A2・パケット出力部A9へと順次渡されて、TCPシェーパ-中継装置403よりサーバ401へと転送される(図8のf412)。このとき、セッションリストC4は図11に示すように状態L2から状態L3へと遷移する。

20

【0112】

この時点においてサーバ401にとっては既にクライアント402へ送信したパケットK10に対するACKがまだ返信されていないことになるが、本実施の形態1におけるパケットK20を受信したサーバ401はまだ輻輳が起きていないと判断し、引き続き次のデータが格納された2つのパケットK30、K40を連続してクライアント402に送信するものとする。その途中でサーバ401・クライアント402間の通信経路途中にあるTCPシェーパ-中継装置403が一旦そのパケットK30およびK40を受信する。パケットK30およびK40は下り方向なので、シーケンス番号取得部A5は前述のパケットK10の場合と同様に図9に示すf31からのフローに従い、フローf401以降で上り方向のパケットのACK番号を書き換えるのに必要となるシーケンス番号を、取得・保持するための処理が行われる。

30

【0113】

すなわちパケットK30は前述のパケットK10の場合と同様にして、TCPデータを含むパケットであると判定され(図9のf31)、そのセッションリストがセッション1のセッションリストC4であると特定される(図9のf32~f33)。その後、シーケンス番号取得部A5はパケットK30が再送TCPパケットか否かを、前述のパケットK10の場合と同様に以下のようにして判断する(図9のf34)。

【0114】

40

図10においてパケットK30はシーケンス番号=12001、TCPデータ長=1000バイトであるので、TCPシェーパ-中継装置403のシーケンス番号取得部A5は図9の処理フローf32において取得したパケットK30のシーケンス番号とTCPデータ長を加算する。すなわち、 $12001 + 1000 = 13001$ と加算する。次にTCPシェーパ-中継装置403のシーケンス番号取得部A5は、このシーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値13001と、セッション情報保持手段A7のセッションリストC4の状態L3におけるS1に格納された、この時点で最も登録された時刻が新しいACK番号の値12001とを比較する。シーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値13001のほうが大きいので、シーケンス番号取得部A5はパケットK30が再送TCPパケットではないと判断し、シーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値を

50

追加登録する（図9のf35）。この場合シーケンス番号取得部A5はシーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値13001をセッション情報保持手段A7のセッションリストC4のS2に格納する。その後、シーケンス番号取得部A5はパケットK30をパケットM3としてパケット傍受部A3へ渡す（図9のf38）。パケットM3はパケット転送部A2・パケット出力部A9へと順次渡されて、TCPシェーパ中継装置403よりクライアント402へと転送される。このとき、セッションリストC4は図11に示すように状態L3から状態L4へと遷移する。

【0115】

パケットK40に対しても前述のパケットK30の場合と同様な処理が行われる。すなわち、パケットK40がTCPデータを含み、そのセッションリストがセッション1のセッションリストC4であると特定されるので（図9のf31～f33）、シーケンスTCPシェーパ中継装置403のシーケンス番号取得部A5は、パケットK40のシーケンス番号13001とTCPデータ長1000とを加算した値14001と、セッション情報保持手段A7のセッションリストC4の状態L4におけるS2に格納された、この時点で最も登録された時刻が新しいACK番号の値13001とを比較する（図9のf34）。シーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値14001のほうが大きいので、シーケンス番号取得部A5はK40が再送TCPパケットではないと判断し、シーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値を追加登録する（図9のf35）。この場合シーケンス番号取得部A5はシーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値14001をセッション情報保持手段A7のセッションリストC4のS3に格納する。その後、シーケンス番号取得部A5はパケットK40をパケットM4としてパケット傍受部A3へ渡す（図9のf38）。パケットM4はパケット転送部A2・パケット出力部A9へと順次渡されて、TCPシェーパ中継装置403よりクライアント402へと転送される。このとき、セッションリストC4は図11に示すように状態L4から状態L5へと遷移する。

【0116】

パケットM3・M4を受信したクライアント402は、このようにパケットM3、M4を短い間隔で受信した場合には、パケットM3、M4に対するACKをパケットM5に一つにまとめてサーバ401に送信するものとする。パケットM5は、ACK番号14001を持ち、かつTCPデータを含まない。その途中でサーバ401とクライアント402間の通信経路途中にあるTCPシェーパ中継装置403が一旦そのパケットM5を受信する。パケットM5は上り方向なので、ACK番号変更部A4は前述のACKパケットM2の場合と同様に、再び図8に示すf401からのフローに従ってクライアント402から受け取ったACK番号よりも小さな値のACK番号へ書き換えてからサーバ401へ渡すことによりサーバ401からクライアント402へのデータ送信の帯域を抑えるための処理を行う。すなわちパケットM5は前述のパケットM2の場合と同様にして、TCPデータを含まないパケットであると判定され（図8のf401）、そのセッションリストがセッション1のセッションリストC4であると特定される（図8のf402）。

【0117】

その後、ACK番号変更部A4は、パケットM5のセッションが輻輳回避モード・スロースタートモードのいずれなのかを、ACK番号保持手段A7のセッション1のモード情報C3に格納された値を元に判断する（図8のf403）。セッション1のモード情報C3には値0（輻輳回避モードを表す）が格納されているので、ACK番号変更部A4はパケットM5に対し、図8に示すf404からのフローに従って輻輳回避モードにおける処理を行う。

【0118】

f404においてTCPシェーパ中継装置403のACK番号変更部A4はその時点でセッション情報保持手段A7のセッションリストC4に格納されている最も登録時刻の古いACK番号、すなわちこの場合の状態L5におけるS0に格納された値11001を取得し（図8のf404。その結果、セッションリストC4のS0の値11001が削除され、S1に格納された値がS0に移り、S2に格納された値がS1に移り、S3に格納

10

20

30

40

50

された値がS 2に移る)、その値1 1 0 0 1をパケットM 5のACK番号に上書きする(図8のf 4 0 5)。パケットM 5のACK番号が書き換えられたパケットK 5 0はパケット傍受部A 3へと渡され(図8のf 4 1 2)、そしてパケット転送部A 2・パケット出力部A 9へと順次渡されて、TCPシェーパ-中継装置4 0 3よりサーバ4 0 1へと転送される。このとき、セッションリストC 4は図1 1に示すように状態L 5から状態L 6へと遷移する。

【0 1 1 9】

この時点においてもサーバ4 0 1にとっては既にクライアント4 0 2へ送信したパケットK 1 0・K 3 0・K 4 0に対するACKがまだ返信されていないことになるが、本実施の形態1におけるパケットK 5 0を受信したサーバ4 0 1は未だ輻輳が起きていないと判断し、引き続き次のデータが格納された2つのパケットK 6 0、K 7 0を連続してクライアント4 0 2に送信するものとする。その途中でサーバ4 0 1・クライアント4 0 2間の通信経路途中にあるTCPシェーパ-中継装置4 0 3が一旦そのパケットK 6 0およびK 7 0を受信する。パケットK 6 0およびK 7 0は下り方向なので、シーケンス番号取得部A 5は前述のパケットK 1 0等の場合と同様に、図9に示すf 3 1からのフローに従い、フローf 4 0 1以降で上り方向のパケットのACK番号を書き換えるのに必要となるシーケンス番号を、取得・保持するための処理が行われる。

【0 1 2 0】

すなわちまずパケットK 6 0は前述のパケットK 1 0等の場合と同様にして、TCPデータを含むパケットであると判定され(図9のf 3 1)、そのセッションリストがセッション1のセッションリストC 4であると特定される(図9のf 3 2～f 3 3)。その後、TCPシェーパ-中継装置4 0 3のシーケンス番号取得部A 5は、パケットK 6 0のシーケンス番号1 4 0 0 1とTCPデータ長1 0 0 0とを加算した値1 5 0 0 1と、セッション情報保持手段A 7のセッションリストC 4の状態L 6におけるS 2に格納された、この時点で最も登録された時刻が新しいACK番号の値1 4 0 0 1とを比較する。シーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値1 5 0 0 1のほうが大きいので、シーケンス番号取得部A 5はパケットK 6 0が再送TCPパケットではないと判断し、シーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値を追加登録する(図9のf 3 5)。この場合シーケンス番号取得部A 5はシーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値1 5 0 0 1をセッション情報保持手段A 7のセッションリストC 4のS 3に格納する。その後、シーケンス番号取得部A 5はパケットK 6 0をパケットM 6としてパケット傍受部A 3へ渡す(図9のf 3 8)。パケットM 6はパケット転送部A 2・パケット出力部A 9へと順次渡されて、TCPシェーパ-中継装置4 0 3よりクライアント4 0 2へと転送される。このとき、セッションリストC 4は図1 1に示すように状態L 6から状態L 7へと遷移する。

【0 1 2 1】

パケットK 7 0に対しても前述のパケットK 6 0の場合と同様な処理が行われる。すなわち、パケットK 7 0がTCPデータを含み、そのセッションリストがセッション1のセッションリストC 4であると特定されるので(図9のf 3 1～f 3 3)、TCPシェーパ-中継装置4 0 3のシーケンス番号取得部A 5は、パケットK 7 0のシーケンス番号1 5 0 0 1とTCPデータ長1 0 0 0とを加算した値1 6 0 0 1と、セッション情報保持手段A 7のセッションリストC 4の状態L 7におけるS 3に格納された、この時点で最も登録された時刻が新しいACK番号の値1 5 0 0 1とを比較する(図9のf 3 4)。シーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値1 6 0 0 1のほうが大きいので、シーケンス番号取得部A 5はK 7 0が再送TCPパケットではないと判断し、シーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値を追加登録する(図9のf 3 5)。この場合シーケンス番号取得部A 5はシーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値1 6 0 0 1をセッション情報保持手段A 7のセッションリストC 4のS 4に格納する。その後、シーケンス番号取得部A 5はパケットK 7 0をパケットM 7としてパケット傍受部A 3へ渡す(図9のf 3 8)。パケットM 7はパケット転送部A 2・パケット出力部A 9へと順次渡されて、TCPシェーパ-中継装置4 0 3よりクライアント4 0 2へと転送される。このとき、セッションリス

10

20

30

40

50

ト C 4 は図 1 1 に示すように状態 L 7 から状態 L 8 へと遷移する。

【 0 1 2 2 】

パケット M 6 ・ M 7 を受信したクライアント 4 0 2 は、前述のパケット M 3 および M 4 の場合と同様にパケット M 6 、 M 7 を短い間隔で受信したので、パケット M 6 、 M 7 に対する A C K をパケット M 8 に一つにまとめてサーバ 4 0 1 に送信する。パケット M 8 は、A C K 番号 1 6 0 0 1 を持ち、かつ T C P データを含まない。その途中でサーバ 4 0 1 とクライアント 4 0 2 間の通信経路途中にある T C P シェーパ－中継装置 4 0 3 が一旦そのパケット M 8 を受信する。パケット M 8 は上り方向なので、A C K 番号変更部 A 4 は図 8 に示す f 4 0 1 からのフローに従ってクライアント 4 0 2 から受け取った A C K 番号よりも小さな値の A C K 番号へ書き換えてからサーバ 4 0 1 へ渡すことによりサーバ 4 0 1 からクライアント 4 0 2 へのデータ送信の帯域を抑えるための処理を行う。すなわちパケット M 8 は前述の A C K パケット M 2 等の場合と同様に、T C P データを含まないパケットであると判定され（図 8 の f 4 0 1 ）、そのセッションリストがセッション 1 のセッションリスト C 4 であると特定される（図 8 の f 4 0 2 ）。

10

【 0 1 2 3 】

その後、A C K 番号変更部 A 4 は、パケット M 8 のセッションが輻輳回避モード・スロースタートモードのいずれなのかを、A C K 番号保持手段 A 7 のセッション 1 のモード情報 C 3 に格納された値を元に判断する（図 8 の f 4 0 3 ）。セッション 1 のモード情報 C 3 には値 0 （輻輳回避モードを表す）が格納されているので、A C K 番号変更部 A 4 はパケット M 8 に対し、図 8 に示す f 4 0 4 からのフローに従って輻輳回避モードにおける処理を行う。

20

【 0 1 2 4 】

f 4 0 4 において T C P シェーパ－中継装置 4 0 3 の A C K 番号変更部 A 4 はその時点でセッション情報保持手段 A 7 のセッションリスト C 4 に格納されている最も登録時刻の古い A C K 番号、すなわちこの場合の状態 L 8 における S 0 に格納された値 1 2 0 0 1 を取得し（図 8 の f 4 0 4 ）。その結果、セッションリスト C 4 の S 0 の値 1 2 0 0 1 が削除され、S 1 に格納された値が S 0 に移り、S 2 に格納された値が S 1 に移り、S 3 に格納された値が S 2 に移り、S 4 に格納された値が S 3 に移る）、その値 1 2 0 0 1 をパケット M 8 の A C K 番号に上書きする（図 8 の f 4 0 5 ）。パケット M 8 の A C K 番号が書き換えられたパケット K 8 0 はパケット傍受部 A 3 へと渡され（図 8 の f 4 1 2 ）、そしてパケット転送部 A 2 ・パケット出力部 A 9 へと順次渡されて、T C P シェーパ－中継装置 4 0 3 よりサーバ 4 0 1 へと転送される。このとき、セッションリスト C 4 は図 1 1 に示すように状態 L 8 から状態 L 9 へと遷移する。なお、このときのパケット K 8 0 は、サーバ 4 0 1 にとって結果的にパケット K 1 0 に対する A C K となっている。

30

【 0 1 2 5 】

この時点においてサーバ 4 0 1 にとっては既にクライアント 4 0 2 へ送信したパケット K 1 0 ・ K 3 0 ・ K 4 0 ・ K 6 0 ・ K 7 0 のうちパケット K 1 0 に対する A C K は返信されてきているが、残りの送信パケット K 3 0 ・ K 4 0 ・ K 6 0 ・ K 7 0 に対する A C K がまだ返信されていないことになる。ここに至り本実施の形態 1 における A C K パケット K 8 0 を受信したサーバ 4 0 1 はパケット K 3 0 に対する A C K （A C K 番号 1 3 0 0 1 を持つパケット）をクライアント 4 0 2 から受け取っていないために、サーバ 4 0 1 においてパケット K 3 0 に対する R T O がオーバーしたものとする。

40

【 0 1 2 6 】

そこでサーバ 4 0 1 はパケット K 3 0 以降の送信パケットにおいて輻輳が発生したと判断し、クライアント 4 0 2 に対してパケット K 3 0 と同様の内容を持つパケット K 9 0 を再送する。その途中でサーバ 4 0 1 とクライアント 4 0 2 間の通信経路途中にある T C P シェーパ－中継装置 4 0 3 が一旦そのパケット K 9 0 を受信する。パケット K 9 0 は下り方向なので、シーケンス番号取得部 A 5 は前述のパケット K 1 0 等の場合と同様に、図 9 に示す f 3 1 からのフローに従い、フロー f 4 0 1 以降で上り方向のパケットの A C K 番号を書き換えるのに必要となるシーケンス番号を、取得・保持するための処理が行われる

50

。

【 0 1 2 7 】

すなわちまずパケット K 9 0 は前述のパケット K 1 0 等の場合と同様にして、T C P データを含むパケットであると判定され (図 9 の f 3 1) 、そのセッションリストがセッション 1 のセッションリスト C 4 であると特定される (図 9 の f 3 2 ~ f 3 3) 。その後、シーケンス番号取得部 A 5 はパケット K 9 0 が再送 T C P パケットか否かを例えば以下のように

して判断する (図 9 の f 3 4) 。

【 0 1 2 8 】

図 1 0 においてパケット K 9 0 はシーケンス番号 = 1 2 0 0 1、T C P データ長 = 1 0 0 0 バイトであるので、T C P シェーパ-中継装置 4 0 3 のシーケンス番号取得部 A 5 は図 9 の処理フロー f 3 2 において取得したパケット K 9 0 のシーケンス番号と T C P データ長を加算する。すなわち、 $1 2 0 0 1 + 1 0 0 0 = 1 3 0 0 1$ と加算する。次に T C P シェーパ-中継装置 4 0 3 のシーケンス番号取得部 A 5 は、このシーケンス番号と T C P データ長とを加算した値 1 3 0 0 1 と、セッション情報保持手段 A 7 のセッションリスト C 4 の状態 L 9 における S 3 に格納された、この時点で最も登録された時刻が新しい A C K 番号の値 1 6 0 0 1 とを比較する。シーケンス番号と T C P データ長とを加算した値 1 3 0 0 1 のほうが小さいので、シーケンス番号取得部 A 5 はパケット K 9 0 が再送 T C P パケットであると判断し、再送パケット用の処理を行う (図 9 の f 3 6 ~ f 3 7) 。この場合シーケンス番号取得部 A 5 は、セッション情報保持手段 A 7 におけるセッション 1 のモード情報 C 3 を、輻輳回避モードであることを示す値 0 に更新する (図 9 の f 3 6 、しかしもともと輻輳回避モードであるためモード情報 C 3 の値は変化しない) 。

【 0 1 2 9 】

サーバ 4 0 1 は輻輳状態の間、T C P データを含むパケットをクライアント 4 0 2 へ再送のみ行い、新たな T C P データをクライアント 4 0 2 に送信しないため、輻輳状態が長く続くと転送効率が悪くなる。そこでサーバ 4 0 1 を輻輳状態からなるべく早く復帰させるために、T C P シェーパ-中継装置 4 0 3 は例えばサーバ 4 0 1 への A C K を生成し、送信する。

【 0 1 3 0 】

すなわち T C P シェーパ-中継装置 4 0 3 のシーケンス番号取得部 A 5 は、セッション情報保持手段 A 7 の C 2 に格納されている送信元 I P アドレス (例えば図 2 8 の 5 0 2) ・宛先 I P アドレス (例えば図 2 8 の 5 0 3) ・送信元ポート番号 (例えば図 1 9 の 1 1 4) ・宛先ポート番号 (例えば図 1 9 の 1 1 5) を元に、サーバ 4 0 1 を輻輳状態から復帰させるために上り方向の T C P データ無しパケット K 9 1 を生成し、パケット傍受部 A 3 へ渡す。

【 0 1 3 1 】

その次に、T C P シェーパ-中継装置 4 0 3 の A C K 番号変更部 A 4 は、先ほどシーケンス番号取得部 A 5 に置いて生成されたパケット K 9 1 をパケット傍受部 A 3 から入力し、その時点でセッション情報保持手段 A 7 のセッションリスト C 4 に格納されている最も登録時刻の古い A C K 番号、すなわちこの場合の状態 L 9 にて S 0 に格納されている値 1 3 0 0 1 を取得し (その結果、セッションリスト C 4 の S 0 の値 1 3 0 0 1 が削除され、S 1 に格納された値が S 0 に移り、S 2 に格納された値が S 1 に移り、S 3 に格納された値が S 2 に移る。) 、その値 1 3 0 0 1 をパケット K 9 1 の A C K 番号に書き込む (図 9 の f 3 7) 。A C K 番号 1 3 0 0 1 が書き込まれたパケット K 9 1 はパケット傍受部 A 3 へと渡され (図 9 の f 3 8) 、そしてパケット転送部 A 2 ・パケット出力部 A 9 へと順次渡されて、T C P シェーパ-中継装置 4 0 3 よりサーバ 4 0 1 へと送信される。

【 0 1 3 2 】

その後、T C P シェーパ-中継装置 4 0 3 はセッション情報保持手段 A 7 に A C K 番号を格納せず、パケット K 9 0 をパケット M 9 としてパケット傍受部 A 3 へ渡す (図 9 の f 3 8) 。パケット M 9 はパケット転送部 A 2 ・パケット出力部 A 9 へと順次渡されて、T

C Pシェーパ-中継装置 4 0 3 よりクライアント 4 0 2 へと転送される。このとき、セッションリスト C 4 は状態 L 9 から状態 L 1 0 へと遷移する。

【 0 1 3 3 】

次に、図 1 2 ・ 図 1 3 を用いてスロースタートモード時の基本型 T C P シェーパ-の動作例について述べる。図 1 2 はサーバ 4 0 4 ・ クライアント 4 0 5 ・ T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 間でのスロースタートモード時の T C P による通信の例である。サーバ 4 0 4 ・ クライアント 4 0 5 間の通信経路途中には T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 がある。この T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 の内部構成は図 3 ~ 図 5 に示すものと同一とする。さらに、T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 がサーバ 4 0 4 ・ クライアント 4 0 5 間の通信経路途中で取り扱うパケットは、前述の図 6 ~ 図 9 に示すフロー処理がなされるものとする。サーバ 4 0 4 はクライアント 4 0 5 に対して T C P で毎回 1 0 0 0 バイトずつ T C P データを含むパケット (P 1 0 、 P 3 0 、 P 5 0 、 P 7 0 、 P 8 0 、 P 1 0 0 、 P 1 2 0) を送信する。クライアント 4 0 5 はサーバ 4 0 4 に対し T C P データを含まないパケット (R 2 、 R 4 、 R 6 、 R 9 、 R 1 1) 、つまりサーバ 4 0 4 から送信された T C P データを含むパケット (P 1 0 、 P 3 0 、 P 5 0 、 P 7 0 、 P 8 0 、 P 1 0 0) に対する A C K を送信する。

【 0 1 3 4 】

図 1 3 は、図 1 2 の通信時におけるセッション情報保持手段 A 7 でのセッションリストの遷移例である。それらのセッションリストの遷移は図 4 のセッション保持手段 A 7 におけるセッション 1 上で行われるものとする。すなわち、T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 のセッション情報保持手段 A 7 のセッションリスト C 4 は図 1 3 の状態 Q 1 から開始され、値 1 1 0 0 1 と値 1 0 0 0 1 がそれぞれ状態 Q 1 におけるセッションリスト C 4 のアドレス S 0 および S 1 にあらかじめ格納されている。値 1 0 0 0 1 は値 1 1 0 0 1 より古い時刻に登録されたものである。この時点において輻輳はまだ発生していないものとする。また、図 1 2 ・ 図 1 3 の通信はスロースタートモードなので、状態 Q 1 時のセッション 1 のモード情報 C 3 には、スロースタートモードであることを示す値 1 が格納されているものとする。さらにパケット数保持手段 A 8 内のセッション 1 のパケットカウンタ J 1 には偶数の値が格納されているものとする。サーバ 4 0 4 がスロースタートモードの場合、T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 は、このパケット数保持手段 A 8 内のパケットカウンタを後述するような形で用いることにより、なるべく早く輻輳状態を引き起こして輻輳回避モードへと切り替えさせる。こうすることによって、T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 はスロースタートモードにおけるサーバ 4 0 4 からクライアント 4 0 5 への通信帯域の急激な増大を抑えることが出来る。

【 0 1 3 5 】

最初に、サーバ 4 0 4 がパケット P 1 0 を、クライアント 4 0 5 に対して送信する。次に、サーバ 4 0 4 ・ クライアント 4 0 5 間の通信経路途中にある T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 はパケット P 1 0 を受信する。パケット P 1 0 は下り方向なので、シーケンス番号取得部 A 5 は前述の輻輳回避モードにおける基本型 T C P シェーパ-の動作例の場合と同様に、図 9 に示す f 3 1 からのフローに従い、フロー f 4 0 1 以降で上り方向のパケットの A C K 番号を書き換えるのに必要となるシーケンス番号を、取得・保持するための処理が行われる。

【 0 1 3 6 】

パケット P 1 0 は前述の輻輳回避モードにおける基本型 T C P シェーパ-の動作例の場合と同様にして、T C P データを含むパケットであると判定され (図 9 の f 3 1) 、そのセッションリストがセッション 1 のセッションリスト C 4 であると特定される (図 9 の f 3 2 ~ f 3 3) 。その後、シーケンス番号取得部 A 5 はパケット P 1 0 が再送 T C P パケットか否かを例えば以下のようにして判断する (図 9 の f 3 4) 。

【 0 1 3 7 】

図 1 2 においてパケット P 1 0 はシーケンス番号 = 1 1 0 0 1 、T C P データ長 = 1 0 0 0 バイトであるので、T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 のシーケンス番号取得部 A 5 は

10

20

30

40

50

図9の処理フローf32において取得したパケットP10のシーケンス番号とTCPデータ長を加算する。すなわち、 $11001 + 1000 = 12001$ と加算する。次にTCPシェーパ-中継装置406のシーケンス番号取得部A5は、このシーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値12001と、セッション情報保持手段A7のセッションリストC4の状態Q1におけるS1に格納された、この時点で最も登録された時刻が新しいACK番号の値11001とを比較する。シーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値12001のほうが大きいので、シーケンス番号取得部A5はパケットP10が再送TCPパケットではないと判断し、シーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値をセッション情報保持手段A7のセッションリストC4に追加登録する(図9のf35)。この場合シーケンス番号取得部A5はシーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値12001をセッション情報保持手段A7のセッションリストC4のS2に格納する。その後、シーケンス番号取得部A5はパケットP10をパケットR1としてパケット傍受部A3へ渡す(図9のf38)。パケットR1はパケット転送部A2・パケット出力部A9へと順次渡されて、TCPシェーパ-中継装置406よりクライアント405へと転送される(図9のf38)。このとき、セッションリストC4は図13に示すように状態Q1から状態Q2へと遷移する。

【0138】

パケットR1を受信したクライアント405は、パケットR1のACKとして、ACK番号12001を持ち、かつTCPデータを含まないパケットR2をサーバ404へ送信する。その途中でサーバ404とクライアント405間の通信経路途中にあるTCPシェーパ-中継装置406が一旦そのパケットR2を受信する。パケットR2は上り方向なので、ACK番号変更部A4は前述の輻輳回避モードにおける基本型TCPシェーパ-の動作例の場合と同様に、図8に示すf401からのフローに従ってクライアント405から受け取ったACK番号よりも小さな値のACK番号へ書き換えてからサーバ404へ渡すかあるいはサーバ404に対するACKパケットをドロップすることによりサーバ404からクライアント405へのデータ送信の帯域を抑えるための処理を行う。すなわちパケットR2は前述の輻輳回避モードにおける基本型TCPシェーパ-の動作例の場合と同様にして、TCPデータを含まないパケットであると判定され(図8のf401)、そのセッションリストがセッション1のセッションリストC4であると特定される(図8のf402)。

【0139】

その後、ACK番号変更部A4は、パケットR2のセッションが輻輳回避モード・スロースタートモードのいずれなのかを、ACK番号保持手段A7のセッション1のモード情報C3に格納された値を元に判断する(図8のf403)。セッション1のモード情報C3には値1(スロースタートモードを表す)が格納されているので、ACK番号変更部A4はパケットR2に対し、図8に示すf406からのフローに従ってスロースタートモードにおける処理を行う。

【0140】

f406においてTCPシェーパ-中継装置406のACK番号変更部A4は、パケットR2が有しているIPアドレス情報(例えば図28の502および503)およびポート番号情報(例えば図19の114および115)により、パケット数保持手段A8に保持されているパケットR2のパケットカウンタがどれなのかを特定し、パケットカウンタの値を取得する。本実施の形態1においては、パケットR2のIPアドレス情報およびポート番号情報が図5に示すパケット数保持手段A8におけるセッション1のIPアドレス情報およびポート番号情報J2と一致し、その結果パケットR2のパケットカウンタがセッション1のパケットカウンタJ1であると特定されるものとする。すなわちf406ではTCPシェーパ-中継装置406のACK番号変更部A4は、パケットカウンタJ1の値を取得する。

【0141】

f407においてパケットカウンタJ1には偶数の値が格納されているので、ACK番

10

20

30

40

50

号変更部 A 4 はクライアント 4 0 5 から受け取った A C K 番号よりも小さな値の A C K 番号へ書き換えてからサーバ 4 0 4 へ渡す処理を実行する。つまり、T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 の A C K 番号変更部 A 4 はセッション情報保持手段 A 7 のセッションリスト C 4 に格納されている最も登録時刻の古い A C K 番号、すなわちこの場合の状態 Q 2 における S 0 に格納された値 1 0 0 0 1 を取得し (図 8 の f 4 0 8 。その結果、セッションリスト C 4 の S 0 の値 1 0 0 0 1 が削除され、S 1 に格納された値が S 0 に移り、S 2 に格納された値が S 1 に移る) 、その値 1 0 0 0 1 をパケット R 2 の A C K 番号に上書きし (図 8 の f 4 0 9) 、パケットカウンタ J 1 の値を 1 インクリメントして更新する (図 8 の f 4 1 0 。その結果、パケットカウンタ J 1 の値は奇数になる。) 。パケット R 2 の A C K 番号が書き換えられたパケット P 2 0 はパケット傍受部 A 3 へと渡され (図 8 の f 4 1 2) 、そしてパケット転送部 A 2 ・パケット出力部 A 9 へと順次渡されて、T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 よりサーバ 4 0 4 に転送へと転送される (図 8 の f 4 1 2) 。このとき、セッションリスト C 4 は図 1 3 に示すように状態 Q 2 から状態 Q 3 へと遷移する。

【 0 1 4 2 】

この時点においてサーバ 4 0 4 にとっては既にクライアント 4 0 5 へ送信したパケット P 1 0 に対する A C K が返信されていないことになるが、本実施の形態 1 におけるパケット P 2 0 を受信したサーバ 4 0 4 はまだ輻輳が起きていないと判断し、引き続き次のデータが格納されたパケット P 3 0 を、クライアント 4 0 5 に送信するものとする。その途中でサーバ 4 0 4 ・クライアント 4 0 5 間の通信経路途中にある T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 が一旦そのパケット P 3 0 を受信する。パケット P 3 0 は下り方向なので、シーケンス番号取得部 A 5 は前述のパケット P 1 0 の場合と同様に、再び図 9 に示す f 3 1 からのフローに従い、フロー f 4 0 1 以降で上り方向のパケットの A C K 番号を書き換えるのに必要となるシーケンス番号を、取得・保持するための処理が行われる。

【 0 1 4 3 】

すなわちパケット P 3 0 は前述のパケット P 1 0 の場合と同様にして、T C P データを含むパケットであると判定され (図 9 の f 3 1) 、そのセッションリストがセッション 1 のセッションリスト C 4 であると特定される (図 9 の f 3 2 ~ f 3 3) 。その後、シーケンス番号取得部 A 5 はパケット P 3 0 が再送 T C P パケットか否かを、前述のパケット P 1 0 の場合と同様に以下のようにして判断する (図 9 の f 3 4) 。

【 0 1 4 4 】

図 1 2 においてパケット P 3 0 はシーケンス番号 = 1 2 0 0 1 、T C P データ長 = 1 0 0 0 バイトであるので、T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 のシーケンス番号取得部 A 5 は図 9 の処理フロー f 3 2 において取得したパケット P 3 0 のシーケンス番号と T C P データ長を加算する。すなわち、 $12001 + 1000 = 13001$ と加算する。次に T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 のシーケンス番号取得部 A 5 は、このシーケンス番号と T C P データ長とを加算した値 1 3 0 0 1 と、セッション情報保持手段 A 7 のセッションリスト C 4 の状態 Q 3 における S 1 に格納された、この時点で最も登録された時刻が新しい A C K 番号の値 1 2 0 0 1 とを比較する。シーケンス番号と T C P データ長とを加算した値 1 3 0 0 1 のほうが大きいので、シーケンス番号取得部 A 5 はパケット P 3 0 が再送 T C P パケットではないと判断し、シーケンス番号と T C P データ長とを加算した値を追加登録する (図 9 の f 3 5) 。この場合シーケンス番号取得部 A 5 はシーケンス番号と T C P データ長とを加算した値 1 3 0 0 1 をセッション情報保持手段 A 7 のセッションリスト C 4 の S 2 に格納する。その後、シーケンス番号取得部 A 5 はパケット P 3 0 をパケット R 3 としてパケット傍受部 A 3 へ渡す (図 9 の f 3 8) 。パケット R 3 はパケット転送部 A 2 ・パケット出力部 A 9 へと順次渡されて、T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 よりクライアント 4 0 5 へと転送される。このとき、セッションリスト C 4 は図 1 3 に示すように状態 Q 3 から状態 Q 4 へと遷移する。

【 0 1 4 5 】

パケット R 3 を受信したクライアント 4 0 5 は、パケット R 3 の A C K として、A C K 番号 1 3 0 0 1 を持ち、かつ T C P データを含まないパケット R 4 をサーバ 4 0 4 に送信

する。その途中でサーバ404とクライアント405間の通信経路途中にあるTCPシェーパ-中継装置406が一旦そのパケットR4を受信する。パケットR4は上り方向なので、ACK番号変更部A4は前述のACKパケットR2の場合と同様に、再び図8に示すf401からのフローに従ってクライアント405から受け取ったACK番号よりも小さな値のACK番号へ書き換えてからサーバ404へ渡すかあるいはサーバ404に対するACKパケットをドロップすることによりサーバ404からクライアント405へのデータ送信の帯域を抑えるための処理を行う。すなわちパケットR4は前述のパケットR2の場合と同様にして、TCPデータを含まないパケットであると判定され(図8のf401)、そのセッションリストがセッション1のセッションリストC4であると特定される(図8のf402)。

10

【0146】

その後、ACK番号変更部A4は、パケットR4のセッションが輻輳回避モード・スロースタートモードのいずれなのかを、ACK番号保持手段A7のセッション1のモード情報C3に格納された値を元に判断する(図8のf403)。セッション1のモード情報C3には値1(スロースタートモードを表す)が格納されているので、ACK番号変更部A4はパケットR4に対し、図8に示すf406からのフローに従ってスロースタートモードにおける処理を行う。

【0147】

f406においてTCPシェーパ-中継装置406のACK番号変更部A4は、前述のACKパケットR2の場合と同様にして、パケットR4のパケットカウンタがセッション1のパケットカウンタJ1であると特定し、そこに格納されている値を取得する。

20

【0148】

f407においてパケットカウンタJ1には奇数の値が格納されているので、ACK番号変更部A4はサーバ404に対するACKパケットをドロップする処理を実行する。つまり、TCPシェーパ-中継装置406のACK番号変更部A4はパケットカウンタJ1の値を1インクリメントして更新し(図8のf411。その結果、パケットカウンタJ1の値は偶数になる。)、パケットR4をドロップする(図8のf413)。このとき、セッションリストC4は図13に示すように状態Q4から状態Q5へと遷移する。

【0149】

この時点においてサーバ404にとっては既にクライアント405へ送信したパケットP10およびP30に対するACKが未だ返信されていないことになるが、本実施の形態1におけるサーバ404は輻輳が起きていないと判断し、引き続き次のデータが格納されたパケットP50を、クライアント405に送信するものとする。その途中でサーバ404・クライアント405間の通信経路途中にあるTCPシェーパ-中継装置406が一旦そのパケットP50を受信する。パケットP50は下り方向なので、シーケンス番号取得部A5は前述のパケットP10等の場合と同様に、図9に示すf31からのフローに従い、フローf401以降で上り方向のパケットのACK番号を書き換えるのに必要となるシーケンス番号を、取得・保持するための処理が行われる。

30

【0150】

すなわちまずパケットP50は前述のパケットP10等の場合と同様にして、TCPデータを含むパケットであると判定され(図9のf31)、そのセッションリストがセッション1のセッションリストC4であると特定される(図9のf32~f33)。次にTCPシェーパ-中継装置406のシーケンス番号取得部A5は、パケットP50のシーケンス番号13001とTCPデータ長1000とを加算した値14001と、セッション情報保持手段A7のセッションリストC4の状態Q5におけるS2に格納された、この時点で最も登録された時刻が新しいACK番号の値13001とを比較する。シーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値14001のほうが大きいので、シーケンス番号取得部A5はパケットP50が再送TCPパケットではないと判断し、シーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値を追加登録する(図9のf35)。この場合シーケンス番号取得部A5はシーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値14001をセッション情報保

40

50

持手段 A 7 のセッションリスト C 4 の S 3 に格納する。その後、シーケンス番号取得部 A 5 はパケット P 5 0 をパケット R 5 としてパケット傍受部 A 3 へ渡す（図 9 の f 3 8 ）。パケット R 5 はパケット転送部 A 2 ・パケット出力部 A 9 へと順次渡されて、T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 よりクライアント 4 0 5 へと転送される。このとき、セッションリスト C 4 は図 1 3 に示すように状態 Q 5 から状態 Q 6 へと遷移する。

【 0 1 5 1 】

パケット R 5 を受信したクライアント 4 0 5 は、パケット R 5 の A C K として、A C K 番号 1 4 0 0 1 を持ち、かつ T C P データを含まないパケット R 6 をサーバ 4 0 4 に送信する。その途中でサーバ 4 0 4 とクライアント 4 0 5 間の通信経路途中にある T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 が一旦そのパケット R 6 を受信する。パケット R 6 は上り方向なので、A C K 番号変更部 A 4 は図 8 に示す f 4 0 1 からのフローに従ってクライアント 4 0 5 から受け取った A C K 番号よりも小さな値の A C K 番号へ書き換えてからサーバ 4 0 4 へ渡すかあるいはサーバ 4 0 4 に対する A C K パケットをドロップすることによりサーバ 4 0 4 からクライアント 4 0 5 へのデータ送信の帯域を抑えるための処理を行う。すなわちパケット R 6 は前述のパケット R 2 等の場合と同様にして、T C P データを含まないパケットであると判定され（図 8 の f 4 0 1 ）、そのセッションリストがセッション 1 のセッションリスト C 4 であると特定される（図 8 の f 4 0 2 ）。

【 0 1 5 2 】

その後、A C K 番号変更部 A 4 は、パケット R 6 のセッションが輻輳回避モード・スロースタートモードのいずれなのかを、A C K 番号保持手段 A 7 のセッション 1 のモード情報 C 3 に格納された値を元に判断する（図 8 の f 4 0 3 ）。セッション 1 のモード情報 C 3 には値 1（スロースタートモードを表す）が格納されているので、A C K 番号変更部 A 4 はパケット R 6 に対し、図 8 に示す f 4 0 6 からのフローに従ってスロースタートモードにおける処理を行う。

【 0 1 5 3 】

f 4 0 6 において T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 の A C K 番号変更部 A 4 は、前述のパケット R 2 等の場合と同様にして、パケット R 6 のパケットカウンタがセッション 1 のパケットカウンタ J 1 であると特定し、そこに格納されている値を取得する。

【 0 1 5 4 】

f 4 0 7 においてパケットカウンタ J 1 には偶数の値が格納されているので、A C K 番号変更部 A 4 はクライアント 4 0 5 から受け取った A C K 番号よりも小さな値の A C K 番号へ書き換えてからサーバ 4 0 4 へ渡す処理を実行する。つまり、T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 の A C K 番号変更部 A 4 はセッション情報保持手段 A 7 のセッションリスト C 4 に格納されている最も登録時刻の古い A C K 番号、すなわちこの場合の状態 Q 6 における S 0 に格納された値 1 1 0 0 1 を取得し（図 8 の f 4 0 8 ）。その結果、セッションリスト C 4 の S 0 の値 1 1 0 0 1 が削除され、S 1 に格納された値が S 0 に移り、S 2 に格納された値が S 1 に移り、S 3 に格納された値が S 2 に移る。）、その値 1 1 0 0 1 をパケット R 6 の A C K 番号に上書きし（図 8 の f 4 0 9 ）、パケットカウンタ J 1 の値を 1 インクリメントして更新する（図 8 の f 4 1 0 ）。その結果、パケットカウンタ J 1 の値は奇数になる。）。パケット R 6 の A C K 番号が書き換えられたパケット P 6 0 はパケット傍受部 A 3 へと渡され（図 8 の f 4 1 2 ）、そしてパケット転送部 A 2 ・パケット出力部 A 9 へと順次渡されて、T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 よりサーバ 4 0 4 へと転送される。このとき、セッションリスト C 4 は図 1 3 に示すように状態 Q 6 から状態 Q 7 へと遷移する。

【 0 1 5 5 】

この時点においてサーバ 4 0 4 にとっては既にクライアント 4 0 5 へ送信したパケット P 1 0 ・ P 3 0 ・ P 5 0 に対する A C K がまだ返信されていないことになるが、本実施の形態 1 におけるパケット P 6 0 を受信したサーバ 4 0 4 はやはりまだ輻輳が起きていないと判断し、引き続き次のデータが格納された 2 つのパケット P 7 0 ・ P 8 0 を連続してクライアント 4 0 5 に送信ものとする。その途中でサーバ 4 0 4 ・クライアント 4 0 5 間の

10

20

30

40

50

通信経路途中にあるＴＣＰシェーパ－中継装置４０６が一旦そのパケットＰ７０およびＰ８０を受信する。パケットＰ７０およびＰ８０は下り方向なので、シーケンス番号取得部Ａ５は前述のパケットＰ１０等の場合と同様に、図９に示すｆ３１からのフローに従い、フローｆ４０１以降で上り方向のパケットのＡＣＫ番号を書き換えるのに必要となるシーケンス番号を、取得・保持するための処理が行われる。

【０１５６】

すなわちまずパケットＰ７０は前述のパケットＰ１０等の場合と同様にして、ＴＣＰデータを含むパケットであると判定され（図９のｆ３１）、そのセッションリストがセッション１のセッションリストＣ４であると特定される（図９のｆ３２～ｆ３３）。次にＴＣＰシェーパ－中継装置４０６のシーケンス番号取得部Ａ５は、パケットＰ７０のシーケンス番号１４００１とＴＣＰデータ長１０００とを加算した値１５００１と、セッション情報保持手段Ａ７のセッションリストＣ４の状態Ｑ７におけるＳ２に格納された、この時点で最も登録された時刻が新しいＡＣＫ番号の値１４００１とを比較する（図９のｆ３４）。シーケンス番号とＴＣＰデータ長とを加算した値１５００１のほうが大きいので、シーケンス番号取得部Ａ５はパケットＰ７０が再送ＴＣＰパケットではないと判断し、シーケンス番号とＴＣＰデータ長とを加算した値を追加登録する（図９のｆ３５）。この場合シーケンス番号取得部Ａ５はシーケンス番号とＴＣＰデータ長とを加算した値１５００１をセッション情報保持手段Ａ７のセッションリストＣ４のＳ３に格納する。その後、シーケンス番号取得部Ａ５はパケットＰ７０をパケットＲ７としてパケット傍受部Ａ３へ渡す（図９のｆ３８）。パケットＲ７はパケット転送部Ａ２・パケット出力部Ａ９へと順次渡されて、ＴＣＰシェーパ－中継装置４０６よりクライアント４０５へと転送される。このとき、セッションリストＣ４は図１３に示すように状態Ｑ７から状態Ｑ８へと遷移する。

【０１５７】

パケットＰ８０についても前述のパケットＰ７０の場合と同様な処理が行われる。すなわち、パケットＰ８０がＴＣＰデータを含み、そのセッションリストがセッション１のセッションリストＣ４であると特定されるので（図９のｆ３１～ｆ３３）、ＴＣＰシェーパ－中継装置４０６のシーケンス番号取得部Ａ５は、パケットＰ８０のシーケンス番号１５００１とＴＣＰデータ長１０００とを加算した値１６００１と、セッション情報保持手段Ａ７のセッションリストＣ４の状態Ｑ８におけるＳ３に格納された、この時点で最も登録された時刻が新しいＡＣＫ番号の値１５００１とを比較する（図９のｆ３４）。シーケンス番号とＴＣＰデータ長とを加算した値１６００１のほうが大きいので、シーケンス番号取得部Ａ５はパケットＰ８０が再送ＴＣＰパケットではないと判断し、パケットＰ８０のシーケンス番号１６００１とＴＣＰデータ長１０００とを加算した値１６００１をセッション情報保持手段Ａ７のセッションリストＣ４のＳ４に格納する（図９のｆ３５）。その後、シーケンス番号取得部Ａ５はパケットＰ８０をパケットＲ８としてパケット傍受部Ａ３へ渡す（図９のｆ３８）。パケットＲ８はパケット転送部Ａ２・パケット出力部Ａ９へと順次渡されて、ＴＣＰシェーパ－中継装置４０６よりクライアント４０５へと転送される。このとき、セッションリストＣ４は図１３に示すように状態Ｑ８から状態Ｑ９へと遷移する。

【０１５８】

パケットＲ７・Ｒ８を受信したクライアント４０５は、このようにパケットＲ７・Ｒ８を短い間隔で受信した場合には、パケットＲ７・Ｒ８に対するＡＣＫとして、ＡＣＫ番号１６００１を持ち、かつＴＣＰデータを含まないパケットＲ９をサーバ４０４に送信するものとする。その途中でサーバ４０４とクライアント４０５間の通信経路途中にあるＴＣＰシェーパ－中継装置４０６が一旦そのパケットＲ９を受信する。パケットＲ９は上り方向なので、ＡＣＫ番号変更部Ａ４は前述のＡＣＫパケットＲ２等の場合と同様に、再び図８に示すｆ４０１からのフローに従ってクライアント４０５から受け取ったＡＣＫ番号よりも小さな値のＡＣＫ番号へ書き換えてからサーバ４０４へ渡すかあるいはサーバ４０４に対するＡＣＫパケットをドロップすることによりサーバ４０４からクライアント４０５へのデータ送信の帯域を抑えるための処理を行う。すなわちパケットＲ９はパケットＲ２

等の時と同様にして、TCPデータを含まないパケットであると判定され（図8のf401）、そのセッションリストがセッション1のセッションリストC4であると特定される（図8のf402）。

【0159】

その後、ACK番号変更部A4は、パケットR9のセッションが輻輳回避モード・スロースタートモードのいずれなのかを、ACK番号保持手段A7のセッション1のモード情報C3に格納された値を元に判断する（図8のf403）。セッション1のモード情報C3には値1（スロースタートモードを表す）が格納されているので、ACK番号変更部A4はパケットR9に対し、図8に示すf406からのフロー従ってスロースタートモードにおける処理を行う。

10

【0160】

f406においてTCPシェーパ-中継装置406のACK番号変更部A4は、パケットR2等の場合と同様にして、パケットR9のパケットカウンタがセッション1のパケットカウンタJ1であると特定し、そこに格納されている値を取得する。

【0161】

f407においてパケットカウンタJ1には奇数の値が格納されているので、ACK番号変更部A4はサーバ404に対するACKパケットをドロップする処理を実行する。つまり、TCPシェーパ-中継装置406のACK番号変更部A4はパケットカウンタJ1の値を1インクリメントして更新し（図8のf411。その結果、パケットカウンタJ1の値は偶数になる。）、パケットR9をドロップする（図8のf413）。このとき、セッションリストC4は図13に示すように状態Q9から状態Q10へと遷移する。

20

【0162】

この時点においてもサーバ404にとっては既にクライアント405へ送信したパケットP10・P30・P50・P70・P80に対するACKが未だ返信されていないことになるが、本実施の形態1におけるサーバ404はやはり未だ輻輳が起きていないと判断し、引き続き次のデータが格納されたパケットP100を、クライアント405に送信するものとする。その途中でサーバ404・クライアント405間の通信経路途中にあるTCPシェーパ-中継装置406が一旦そのパケットP100を受信する。パケットP100は下り方向なので、シーケンス番号取得部A5は前述のパケットP10等の場合と同様に、図9に示すf31からのフローに従い、フローf401以降で上り方向のパケットのACK番号を書き換えるのに必要となるシーケンス番号を、取得・保持するための処理が行われる。

30

【0163】

すなわちまずパケットP100は前述のパケットP10等の場合と同様にして、TCPデータを含むパケットであると判定され（図9のf31）、そのセッションリストがセッション1のセッションリストC4であると特定される（図9のf32～f33）。次にTCPシェーパ-中継装置406のシーケンス番号取得部A5は、パケットP100のシーケンス番号16001とTCPデータ長1000とを加算した値17001と、セッション情報保持手段A7のセッションリストC4の状態Q10におけるS4に格納された、この時点で最も登録された時刻が新しいACK番号の値16001とを比較する。シーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値17001のほうが大きいので、シーケンス番号取得部A5はパケットP100が再送TCPパケットではないと判断し、シーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値を追加登録する（図9のf35）。この場合シーケンス番号取得部A5はシーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値17001をセッション情報保持手段A7のセッションリストC4のS5に格納する。その後、シーケンス番号取得部A5はパケットP100をパケットR10としてパケット傍受部A3へ渡す（図9のf38）。パケットR10はパケット転送部A2・パケット出力部A9へと順次渡されて、TCPシェーパ-中継装置406よりクライアント405へと転送される。このとき、セッションリストC4は図13に示すように状態Q10から状態Q11へと遷移する。

40

【0164】

50

パケット R 1 0 を受信したクライアント 4 0 5 は、パケット R 1 0 の A C K として、A C K 番号 1 7 0 0 1 を持ち、かつ T C P データを含まないパケット R 1 1 をサーバ 4 0 4 に送信する。その途中でサーバ 4 0 4 とクライアント 4 0 5 間の通信経路途中にある T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 が一旦そのパケット R 1 1 を受信する。パケット R 1 1 は上り方向なので、A C K 番号変更部 A 4 は図 8 に示す f 4 0 1 からのフローに従ってクライアント 4 0 5 から受け取った A C K 番号よりも小さな値の A C K 番号へ書き換えてからサーバ 4 0 4 へ渡すかあるいはサーバ 4 0 4 に対する A C K パケットをドロップすることによりサーバ 4 0 4 からクライアント 4 0 5 へのデータ送信の帯域を抑えるための処理を行う。すなわちパケット R 1 1 は前述の A C K パケット R 2 等の場合と同様にして、T C P データを含まないパケットであると判定され(図 8 の f 4 0 1)、そのセッションリストがセッション 1 のセッションリスト C 4 であると特定される(図 8 の f 4 0 2)。

10

【 0 1 6 5 】

その後、A C K 番号変更部 A 4 は、パケット R 1 1 のセッションが輻輳回避モード・スロースタートモードのいずれなのかを、A C K 番号保持手段 A 7 のセッション 1 のモード情報 C 3 に格納された値を元に判断する(図 8 の f 4 0 3)。セッション 1 のモード情報 C 3 には値 1 (スロースタートモードを表す)が格納されているので、A C K 番号変更部 A 4 はパケット R 1 1 に対し、図 8 に示す f 4 0 6 からのフローに従ってスロースタートモードにおける処理を行う。

【 0 1 6 6 】

f 4 0 6 において T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 の A C K 番号変更部 A 4 は、前述の A C K パケット R 2 等の場合と同様にして、パケット R 1 1 のパケットカウンタ J 1 であると特定し、そこに格納されている値を取得する。

20

【 0 1 6 7 】

f 4 0 7 においてパケットカウンタ J 1 には偶数の値が格納されているので、A C K 番号変更部 A 4 はクライアント 4 0 5 から受け取った A C K 番号よりも小さな値の A C K 番号へ書き換えてからサーバ 4 0 4 へ渡す処理を実行する。つまり、T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 の A C K 番号変更部 A 4 はセッション情報保持手段 A 7 のセッションリスト C 4 に格納されている最も登録時刻の古い A C K 番号、すなわちこの場合の状態 Q 1 1 における S 0 に格納された値 1 2 0 0 1 を取得し(図 8 の f 4 0 8。その結果、セッションリスト C 4 の S 0 の値 1 2 0 0 1 が削除され、S 1 に格納された値が S 0 に移り、S 2 に格納された値が S 1 に移り、S 3 に格納された値が S 2 に移り、S 4 に格納された値が S 3 に移り、S 5 に格納された値が S 4 に移る。)、その値 1 2 0 0 1 をパケット R 1 1 の A C K 番号に上書きし(図 8 の f 4 0 9)、パケットカウンタ J 1 の値を 1 インクリメントして更新する(図 8 の f 4 1 0。その結果、パケットカウンタ J 1 の値は奇数になる。)。パケット R 1 1 の A C K 番号が書き換えられたパケット P 1 1 0 はパケット傍受部 A 3 へと渡され(図 8 の f 4 1 2)、そしてパケット転送部 A 2・パケット出力部 A 9 へと順次渡されて、T C P シェーパ-中継装置 4 0 6 より 4 0 4 へと転送される。このとき、セッションリスト C 4 は図 1 3 に示すように状態 Q 1 1 から状態 Q 1 2 へと遷移する。なお、このときのパケット P 1 1 0 は、サーバ 4 0 4 にとって結果的にパケット P 1 0 に対する A C K となっている。

30

40

【 0 1 6 8 】

この時点においてサーバ 4 0 4 にとっては既にクライアント 4 0 5 へ送信したパケット P 1 0・P 3 0・P 5 0・P 7 0・P 8 0・P 1 0 0 のうちパケット P 1 0 に対する A C K は返信されてきているが、残りの送信パケット P 3 0・P 5 0・P 7 0・P 8 0・P 1 0 0 に対する A C K がまだ返信されていないことになる。ここに至り本実施の形態 1 における A C K パケット P 1 1 0 を受信したサーバ 4 0 4 はパケット P 3 0 に対する A C K (A C K 番号 1 3 0 0 1 を持つパケット)をクライアント 4 0 5 から受け取っていないために、サーバ 4 0 4 においてパケット P 3 0 に対する R T O がオーバーしたものとする。

【 0 1 6 9 】

そこでサーバ 4 0 4 はパケット P 3 0 以降の送信パケットにおいて輻輳が発生したと判

50

断し、クライアント405に対してパケットP30と同様の内容を持つパケットP120を再送する。その途中でサーバ404・クライアント405間の通信経路途中にあるTCPシェーパ-中継装置406がそのパケットP120を一旦受信する。パケットP120は下り方向なので、シーケンス番号取得部A5は前述のパケットP10等の場合と同様に、図9に示すf31からのフローに従い、フローf401以降で上り方向のパケットのACK番号を書き換えるのに必要となるシーケンス番号を、取得・保持するための処理が行われる。

【0170】

すなわちまずパケットP120は前述のパケットP10等の場合と同様にして、TCPデータを含むパケットであると判定され(図9のf31)、そのセッションリストがセッション1のセッションリストC4であると特定される(図9のf32~f33)。その後、シーケンス番号取得部A5はパケットP120が再送TCPパケットか否かを例えば以下のようにして判断する(図9のf34)。

【0171】

図12においてパケットP120はシーケンス番号=12001、TCPデータ長=1000バイトであるので、TCPシェーパ-中継装置406のシーケンス番号取得部A5は図9の処理フローf32において取得したパケットP120のシーケンス番号とTCPデータ長を加算する。すなわち、 $12001 + 1000 = 13001$ と加算する。次にTCPシェーパ-中継装置406のシーケンス番号取得部A5は、このシーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値13001と、セッション情報保持手段A7のセッションリストC4の状態Q12におけるS4に格納された、この時点で最も登録された時刻が新しいACK番号の値17001とを比較する。シーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値13001のほうが小さいので、シーケンス番号取得部A5はパケットP120が再送TCPパケットであると判断し、再送パケット用の処理を行う(図9のf36~f37)。この場合シーケンス番号取得部A5は、セッション情報保持手段A7におけるセッション1のモード情報C3を、輻輳回避モードであることを示す値0に更新する(図9のf36)。

【0172】

サーバ404は輻輳状態の間、TCPデータを含むパケットをクライアント405へ再送のみ行い、新たなTCPデータをクライアント405に送信しないため、輻輳状態が長く続くと転送効率が悪くなる。そこでサーバ404を輻輳状態からなるべく早く復帰させるために、TCPシェーパ-中継装置406は例えばサーバ404へのACKを生成し、送信する。

【0173】

すなわちTCPシェーパ-中継装置406のシーケンス番号取得部A5は、セッション情報保持手段A7のC2に格納されている送信元IPアドレス(例えば図28の502)・宛先IPアドレス(例えば図28の503)・送信元ポート番号(例えば図19の114)・宛先ポート番号(例えば図19の115)を元に、輻輳状態から復帰させるために上り方向のTCPデータ無しパケットP121を生成し、パケット傍受部A3へ渡す。

【0174】

その次に、TCPシェーパ-中継装置406のACK番号変更部A4は、先ほどシーケンス番号取得部A5に置いて生成されたパケットP121をパケット傍受部A3から入力し、その時点でセッション情報保持手段A7に格納されている最も登録時刻の古いACK番号、すなわちこの場合のセッションリストC4の状態Q12にてS0に格納されている値13001を取得し(その結果、セッションリストC4のS0の値13001が削除され、S1に格納された値がS0に移り、S2に格納された値がS1に移り、S3に格納された値がS2に移り、S4に格納された値がS3に移る。)、その値13001をパケットP121のACK番号に書き込む(図9のf37)。ACK番号13001が書き込まれたパケットP121はパケット傍受部A3へと渡され(図9のf38)、そしてパケット転送部A2・パケット出力部A9へと順次渡されて、TCPシェーパ-中継装置406

10

20

30

40

50

よりサーバ 404 へと送信される。

【0175】

その後、TCPシェーパ-中継装置 406 はセッション情報保持手段 A7 に ACK 番号を格納せず、パケット P120 をパケット R12 としてパケット傍受部 A3 へ渡す（図 9 の f38）。パケット R12 はパケット転送部 A2・パケット出力部 A9 へと順次渡されて、TCPシェーパ-中継装置 406 よりクライアント 405 へと転送される。このとき、セッションリスト C4 は状態 Q12 から状態 Q13 へと遷移する。

【0176】

以上のように本発明によれば、少なくとも 1 つ以上のサーバと 1 つ以上のクライアントの間の通信をネットワーク上で中継するネットワーク中継装置であって、接続されたネットワーク上より受信したパケットが上り方向の場合、前記パケットの ACK 番号を元の番号より小さい値へ書き換えた後前記ネットワーク上へ送信するネットワーク中継装置およびネットワーク中継制御方法によれば、元の番号より小さな値へ書き換えられた ACK 番号を有する ACK パケットを受け取ったサーバは、自分がそれより前にクライアントに送ったパケットが全て届いているわけでない判断し、クライアントへ送ったパケットの全てが届くことを示す ACK 番号を有する ACK パケットをクライアントから受け取るまでクライアントへの新たなパケット送信を行わなくなるので、下り方向の TCP スループットがネットワークの許容範囲を超えず、その結果同時に流した音声通信パケットなどのパケットロスを低減することができる。またウィンドウサイズを使わないので、ウィンドウサイズを処理しない端末を用いた通信でスループットが下らない等の問題を解決するという効果が得られる。

【0177】

（実施の形態 2）

本実施の形態 2 においては以下の順序で話を進める。まず実施の形態 1 との違いを述べる。次に図 14、図 15 を用いて拡張版 TCPシェーパ-の構成を説明し、更に図 16 を用いて拡張版 TCPシェーパ-を構成する各モジュールの処理フローについて述べる。最後に拡張版 TCPシェーパ-の動作例について図 17 および図 18 用いて述べる。

【0178】

実施の形態 1 では、例えば図 12 においてサーバ 404・クライアント 405 間の TCP による通信において、TCP データを含むパケットの中継はサーバ 404 からクライアント 405 への方向（下り方向）のみ対応していた。仮にクライアント 405 からサーバ 404 へ TCP データを含むパケットを送信した場合は、TCP データを含むパケットは TCPシェーパ-中継装置 406 によってドロップされ、サーバへ中継されない。

【0179】

近年のインターネットでは、TCPセッションにおいてサーバ・クライアントが双方向に TCP データをやり取りすることがある。例えばユーザ PC 等の情報機器の上のウェブブラウザを用いてウェブサーバ上のコンテンツを見る場合、ウェブサーバはウェブサーバ上のコンテンツが TCP データに内包されたパケットを、ユーザが利用している PC 等の情報機器へ送信する。ユーザが PC 等の情報機器上のブラウザを用いてネットショッピングを行う場合は、PC 等の情報機器はウェブサーバへクレジットカード番号等の情報が TCP データに内包されたパケットを送信する。この時ウェブサーバを図 12 におけるサーバ 404 と見立て、また PC 等の情報機器を図 12 におけるクライアント 405 と見立てると、サーバ・クライアント間で TCP データを双方向に送受信していることがわかる。実施の形態 1 を上記の環境で用いると、PC 等の情報機器からウェブサーバへ向けた TCP パケットがドロップされてしまうため、ユーザはオンラインショッピング等の利用ができなくなる。以上より、実施の形態 1 のように TCP データを含むパケットを片方向のみ中継するという方式は利便性を損なう場合がある。一方本実施の形態 2 である拡張版 TCPシェーパ-はその動作原理自体は実施の形態 1 と同じであるが、双方向に TCP データを含むパケットを中継可能にし、尚かつ下り方向の TCP のスループットを下げることができる。

【 0 1 8 0 】

図 1 4・図 1 5 を用いて拡張版 T C P シェーパの構成を説明する。図 1 4 は拡張版 T C P シェーパの全体構成の例である。拡張版 T C P シェーパ T 1 2 は実施の形態 1 と同じく、例えば図 1 における中継装置 3 0 3 における拡張機能の一つとして実装される。

【 0 1 8 1 】

通常の中継装置は図 1 4 のパケット入力部 T 1、パケット転送部 T 2、パケット出力部 T 9 のみを有するが、拡張版 T C P シェーパを有する中継装置 3 0 3 はこれらに加えて T C P シェーパ本体 T 1 2 を有する。T C P シェーパ本体 T 1 2 内の大部分のモジュールは、実施の形態 1 の時と同じ動作をする。

【 0 1 8 2 】

パケット入力部 T 1、パケット転送部 T 2、パケット出力部 T 9 のパケットに対する処理は、実施の形態 1 におけるパケット入力部 A 1、パケット転送部 A 2、パケット出力部 A 9 の処理と同じである。

【 0 1 8 3 】

また T C P シェーパ本体 T 1 2 内のパケット傍受部 T 3・A C K 番号変更部 T 4・シーケンス番号取得部 T 5・セッション情報保持手段 T 7 は、実施の形態 1 におけるパケット傍受部 A 3・A C K 番号変更部 A 4・シーケンス番号取得部 A 5・セッション情報保持手段 A 7 と同じ動作をする。

【 0 1 8 4 】

A C K 番号データベース T 8 は、上り方向に送信すべき T C P パケットの A C K 番号を一時的に保持する。図 1 5 は A C K 番号データベース T 8 の内部構造の例である。各 A C K 番号キャッシュ Y 1、Y 3、Y 5 には、各セッションの上り方向へ転送した T C P パケットの A C K 番号の値が格納される。これらの A C K 番号キャッシュ Y 1、Y 3、Y 5 は、スロースタートモードにおいて、上り方向 A C K の値を 2 つに 1 つの割合で増加させるための処理に用いる。前記セッション情報保持手段 T 7 と同じく A C K 番号キャッシュもセッション毎に設けられている。通常保持できるセッション数は有限である。セッション管理部 T 6 が A C K 番号データベース T 8 にあいている A C K 番号キャッシュのメモリ空間がなかった場合には、例えばセッション管理部 T 6 は最も長時間にわたり更新されていない A C K 番号キャッシュを A C K 番号データベース T 8 から削除して新しいセッションに用いる A C K 番号キャッシュの作成に充てる等のことを行う。

【 0 1 8 5 】

セッション管理部 T 6 は、A C K 番号変更部 T 4 またはシーケンス番号取得部 T 5 と、セッション情報保持手段 T 7 または A C K 番号データベース T 8 との各種データ受け渡しの仲介を行う。実施の形態 1 ではセッション管理部 A 6 は A C K 番号変更部 A 4 またはシーケンス番号取得部 A 5 と、セッション情報保持手段 A 7 またはパケット数保持手段 A 8 との各種データ受け渡しの仲介を行うが、本実施の形態 2 ではパケット数保持手段 A 8 の代わりに A C K 番号データベース T 8 のデータ受け渡しの仲介を行う。

セッション情報保持手段 T 7 または A C K 番号データベース T 8 に保持されるセッションの数が複数存在する場合、セッション管理部 T 6 はさらに、セッション情報保持手段 T 7 または A C K 番号データベース T 8 と受け渡しする各種データが、セッション情報保持手段 T 7 または A C K 番号データベース T 8 のどのセッションに属するかの判定を行う。例えばパケットの発信元 I P アドレス（例えば図 2 8 の送信元 I P アドレスフィールド 5 0 2 に格納されたデータ）・宛先 I P アドレス（例えば図 2 8 の宛先 I P アドレスフィールド 5 0 3 に格納されたデータ）および T C P の発信元ポート番号（例えば図 1 9 の 1 1 4 に格納されたデータ）・宛先ポート番号（例えば図 1 9 の 1 1 5 に格納されたデータ）等、その T C P パケットが属するセッションを特定する情報を他の情報と併せて A C K 番号変更部 T 4 またはシーケンス番号取得部 T 5 から取得し、それらの情報から例えばセッション情報保持手段 T 7 または A C K 番号データベース T 8 におけるメモリ空間を特定して、該当するセッションのメモリ空間に保持する。

【 0 1 8 6 】

セッション情報保持手段 T 7 の内部構造は、実施の形態 1 のセッション情報保持手段 A 7 の内部構造を表す図 4 において、A 7 を T 7 としたものと同一である。以下では図 4 を、A 7 を T 7 としたものと同一として扱う。

【0187】

本実施の形態 2 においては以下のような一定のルールにより上り方向 A C K の抽出を行うものとする。すなわち、輻輳回避モードにおいては上り方向の T C P パケットの A C K 番号を元の値より小さい値に書き換え、必ず新しい時間に送信する上り T C P パケットの A C K 番号はそれ以前に送った T C P パケットの A C K 番号より大きな値にするものとする。一方スロースタートモードにおいては上り方向の T C P パケットの A C K 番号を書き換え、新しい時間に送信する上り T C P パケットの A C K 番号はそれ以前に送られた T C P パケットの A C K 番号と同じか大きい値にするものとする。すなわち上り方向の T C P パケットは必ず、その前後どちらかの上り T C P パケットと同じ値を取り、その A C K 番号は 2 つの上り T C P パケット毎に増加する。

10

【0188】

以上のモジュールを用いて以下のような処理を行うことにより、各セッションに流れる T C P セグメントのスループットを抑える。

【0189】

これより、拡張版 T C P シェーパを構成する各モジュールの処理フローについて述べる。なお T 1 2 内部のモジュールのうち、パケット傍受部 T 3 以外のものにおいては T C P パケットのみが取り扱われる。

20

【0190】

パケット転送部 T 2 の処理フローは、実施の形態 1 のパケット転送部 A 2 のフローを表す図 6 において、パケット入力部 A 1 の代わりにパケット入力部 T 1、パケット傍受部 A 3 の代わりにパケット傍受部 T 3、パケット転送部 A 2 の代わりにパケット転送部 T 2 としたものである。以下では図 6 を、パケット入力部 A 1 をパケット入力部 T 1、パケット傍受部 A 3 をパケット傍受部 T 3、パケット転送部 A 2 をパケット転送部 T 2 としたものと同一として扱う。

【0191】

パケット傍受部 T 3 の処理フローは、実施の形態 1 のパケット傍受部 A 3 のフローを表す図 7 において、パケット転送部 A 2 の代わりにパケット転送部 T 2、A C K 番号変更部 A 4 の代わりに A C K 番号変更部 T 4、シーケンス番号取得部 A 5 の代わりにシーケンス番号取得部 T 5 としたものである。以下では図 7 を、パケット転送部 A 2 をパケット転送部 T 2、A C K 番号変更部 A 4 を A C K 番号変更部 T 4、シーケンス番号取得部 A 5 をシーケンス番号取得部 T 5 にしたものと同一として扱う。

30

【0192】

図 1 6 は上り方向 T C P パケットに対する A C K 番号変更部 T 4 の処理フローの例である。

【0193】

A C K 番号変更部 T 4 へ入力されるものはパケット傍受部 T 3 から渡される上り方向の T C P パケットのみである（図 1 4 の経路 U 3）。また、セッション管理部 T 6 との間において、A C K 番号変更部 T 4 は T C P パケットそのものでなく、パケットの属しているセッションに関する情報のみのやり取りを行う。実施の形態 1 の A C K 番号変更部 A 4 では T C P データを含むパケットを図 8 のステップ f 4 0 1 において判定し、ステップ f 4 1 3 においてドロップしていたが、本実施の形態 2 では T C P データ有りパケットと T C P データ無しパケットを同等に扱う。

40

【0194】

A C K 番号変更部 T 4 は、ステップ f 1 0 0 1 において、セッション情報保持手段 T 7 から処理中のパケットが属しているセッションのモード情報（例えば図 4 のセッション 1 においては C 3）を取得する。ステップ f 1 0 0 2 において、A C K 番号変更部 T 4 は f 1 0 0 1 で取得したセッションのモード情報を元に、現在のセッションの動作モードがス

50

ロースタートか輻輳回避モードかを判定する。

【0195】

セッションの動作モードが輻輳回避モードである場合、ＡＣＫ番号変更部Ｔ４はステップｆ１００３においてセッション情報保持手段Ｔ７よりセッション管理部Ｔ６経由において現在処理しているパケットが属するセッションリスト（例えば図４のセッション１であればＣ４）からその時点でもっとも古いＡＣＫ番号（例えば図４のセッション１であればアドレスＳ０に格納されているデータ）を取得し、ステップｆ１００４においてＡＣＫ番号変更部Ｔ４は現在処理中のパケットのＡＣＫ番号フィールド（例えば図１９の１１１）を先ほど取得したＡＣＫ番号に書き換える。その後、ＡＣＫ番号変更部Ｔ４はＡＣＫ番号の書き換えが完了したＴＣＰパケットを、経路Ｕ４を介しパケット傍受部Ｔ３へ渡す。もしセッションリストが空の場合は、ＡＣＫ番号変更部Ｔ４はそこで一時的に保持するＴＣＰパケットのＡＣＫ番号の書き換えを行わずに、経路Ｕ４を介しパケットをパケット傍受部Ｔ３へ渡す。

10

【0196】

セッションの動作モードがスロースタートモードである場合、ＡＣＫ番号変更部Ｔ４はステップｆ１００５においてＡＣＫ番号データベースＴ８の現在処理しているパケットが属するＡＣＫ番号キャッシュ（例えば図１５のセッション１であればＹ１）に値が格納されているか否かを調べる。値が格納されていない場合、ＡＣＫ番号変更部Ｔ４はステップｆ１００６において、セッション情報保持手段Ｔ７よりセッション管理部Ｔ６経由において現在処理しているパケットが属するセッションリスト（例えば図４のセッション１であればＣ４）からその時点でもっとも古いＡＣＫ番号（例えば図４のセッション１であればアドレスＳ０に格納されているデータ）を取得し、ステップｆ１００７において、先程取得したＡＣＫ番号を現在処理中のパケットのＡＣＫ番号フィールドに上書きする。更にＡＣＫ番号変更部Ｔ４はステップｆ１００８において、ステップｆ１００６で取得したＡＣＫ番号をＡＣＫ番号データベースＴ８の現在処理中のパケットが属するＡＣＫ番号キャッシュ（例えば図１５のセッション１であればＹ１）に書き込む。その後、ＡＣＫ番号変更部Ｔ４はＡＣＫ番号の書き換えが完了したパケットを、経路Ｕ４を介しパケット傍受部Ｔ３へ渡す。もしセッションリストが空の場合は、ＡＣＫ番号変更部Ｔ４はそこで一時的に保持するＴＣＰパケットのＡＣＫ番号の書き換えを行わずに、経路Ｕ４を介しＴＣＰパケットをパケット傍受部Ｔ３へ渡す。

20

30

【0197】

ステップｆ１００５においてＡＣＫ番号データベースＴ８の現在処理しているパケットが属するＡＣＫ番号キャッシュに値が格納されている場合、ＡＣＫ番号変更部Ｔ４はステップｆ１００９において、ＡＣＫ番号データベースＴ８のＡＣＫ番号キャッシュ（例えば図１５のセッション１であればＹ１）からＡＣＫ番号を取得し、ステップｆ１０１０においてＡＣＫ番号変更部Ｔ４は先に取得したＡＣＫ番号（例えば図１５のセッション１であればＹ１）を現在処理中のパケットのＡＣＫ番号フィールドに上書きする。次にステップｆ１０１１においてＡＣＫ番号変更部Ｔ４は、先の処理ｆ１００９において値を取得したＡＣＫ番号キャッシュ（例えば図１５のセッション１であればＹ１）の値を削除し、ＡＣＫ番号キャッシュを空にする。その後、ＡＣＫ番号変更部Ｔ４は経路Ｕ４を介しパケットをパケット傍受部Ｔ３へ渡す。

40

【0198】

最後にＡＣＫ番号変更部Ｔ４はステップｆ１０１２において、パケットデータをパケット傍受部Ｔ３に渡す。

【0199】

以上の構成および処理フローを有する拡張版ＴＣＰシェーパの動作例を説明する。輻輳回避モード時の拡張版ＴＣＰシェーパの動作は、実施の形態１で示した基本型ＴＣＰシェーパと同じである。

【0200】

図１７・図１８を用いてスロースタートモード時の拡張版ＴＣＰシェーパの動作例に

50

について述べる。図17はサーバ407・クライアント408・TCPシェーパを搭載した中継装置（以下、「TCPシェーパ中継装置」と称す）409間でのスロースタートモード時のTCPによる通信の例である。サーバ407・クライアント408間の通信経路途中にはTCPシェーパ中継装置409がある。このTCPシェーパ中継装置409の内部構成は図4、図14、図15に示すものと同一とする。さらに、TCPシェーパ中継装置409がサーバ407・クライアント408間の通信経路途中で取り扱うパケットは、前述の図6、図7、図9、図16に示すフロー処理がなされるものとする。サーバ407はクライアント408に対してTCPで毎回1000バイトずつTCPデータを含むパケット（v10、v30、v50、v70、v80、v100、v120）を送信する。クライアント408はサーバ407に対しパケット（e2、e4、e6、e9、e11）、つまりサーバ407から送信されたTCPデータを含むパケット（v10、v30、v50、v70、v80、v100）に対するACKを送信する。クライアント408がサーバ407に対して送信するパケット（e2、e4、e6、e9、e11）は、TCPデータ有りであってもTCPデータ無しであってもよい。

【0201】

図18は、図17の通信時におけるセッション情報保持手段T7でのセッションリストの遷移例である。それらのセッションリストの遷移は図4のセッション保持手段T7におけるセッション1上で行われるものとする。すなわち、TCPシェーパ中継装置409のセッション情報保持手段T7のセッションリストC4は図18の状態z1から開始され、値11001と値10001がそれぞれ状態z1におけるセッションリストC4のアドレスS0およびS1にあらかじめ格納されている。値10001は値11001より古い時刻に登録されたものである。この時点において輻輳はまだ発生していないものとする。また、図17・図18の通信はスロースタートモードなので、状態z1時のセッション1のモード情報C3には、スロースタートモードであることを示す値1が格納されているものとする。さらに状態z1時のACK番号データベースT8のACK番号キャッシュ1は空であるとする。サーバ407がスロースタートモードの場合、TCPシェーパ中継装置409は、ACK番号データベースT8内のACK番号キャッシュを後述するような形で用いることにより、なるべく早く輻輳状態を引き起こして輻輳回避モードへと切り替えさせる。こうすることによって、TCPシェーパ中継装置409はスロースタートモードにおけるサーバ407からクライアント408への通信帯域の急激な増大を抑えることが出来る。

【0202】

最初に、サーバ407がパケットv10を、クライアント408に対して送信する。次に、サーバ407・クライアント408間の通信経路途中にあるTCPシェーパ中継装置409が一旦そのパケットv10を受信する。パケットv10は下り方向なので、シーケンス番号取得部T5は前述図9に示すf31からのフローに従い、後述するフローf1002以降で上り方向のパケットのACK番号を書き換えるのに必要となるシーケンス番号を、取得・保持するための処理が行われる。シーケンス番号を取得・保持するための処理は実施の形態1のときと同じである。

【0203】

すなわち、f31においてパケットv10はTCPデータを含むので、TCPシェーパ中継装置409のシーケンス番号取得部T5はパケットv10のシーケンス番号とTCPデータ長を取得し（図9のf32）、パケットv10が有しているIPアドレス情報（例えば図28の502および503）およびポート番号情報（例えば図19の114および115）により、セッション情報保持手段T7に保持されているパケットv10のセッションリストがどれなのかを特定する（図9のf33）。本実施の形態2においては、パケットv10のIPアドレス情報およびポート番号情報が図4に示すセッション情報保持手段T7におけるセッション1のIPアドレス情報およびポート番号情報C2と一致し、その結果パケットv10のセッションリストがセッション1のセッションリストC4であると特定されるものとする。

【 0 2 0 4 】

その後、シーケンス番号取得部 T 5 はパケット v 1 0 が再送 T C P パケットか否かを例えば以下のようにして判断する（図 9 の f 3 4 ）。

【 0 2 0 5 】

図 1 7 においてパケット v 1 0 はシーケンス番号 = 1 1 0 0 1、T C P データ長 = 1 0 0 0 バイトであるので、T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 のシーケンス番号取得部 T 5 は図 9 の処理フロー f 3 2 において取得したパケット v 1 0 のシーケンス番号と T C P データ長を加算する。すなわち、 $1 1 0 0 1 + 1 0 0 0 = 1 2 0 0 1$ と加算する。

【 0 2 0 6 】

次に T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 のシーケンス番号取得部 T 5 は、このシーケンス番号と T C P データ長とを加算した値 1 2 0 0 1 と、セッション情報保持手段 T 7 のセッションリスト C 4 の状態 z 1 における S 1 に格納された、この時点で最も登録された時刻が新しい A C K 番号の値 1 1 0 0 1 とを比較する。シーケンス番号と T C P データ長とを加算した値 1 2 0 0 1 のほうが大きいので、シーケンス番号取得部 T 5 はパケット v 1 0 が再送 T C P パケットではないと判断し、シーケンス番号と T C P データ長とを加算した値をセッション情報保持手段 T 7 のセッションリスト C 4 に追加登録する（図 9 の f 3 5 ）。この場合シーケンス番号取得部 T 5 はシーケンス番号と T C P データ長とを加算した値 1 2 0 0 1 をセッション情報保持手段 T 7 のセッションリスト C 4 の S 2 に格納する。

【 0 2 0 7 】

その後、シーケンス番号取得部 T 5 はパケット v 1 0 をパケット e 1 としてパケット傍受部 T 3 へ渡す（図 9 の f 3 8 ）。パケット e 1 はパケット転送部 T 2 ・パケット出力部 T 9 へと順次渡されて、T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 よりクライアント 4 0 8 へと転送される。このとき、セッションリスト C 4 は図 1 8 に示すように状態 z 1 から状態 z 2 へと遷移する。

【 0 2 0 8 】

パケット e 1 を受信したクライアント 4 0 8 は、パケット e 1 の A C K として、A C K 番号 1 2 0 0 1 を持つパケット e 2 をサーバ 4 0 7 へ送信する。その途中でサーバ 4 0 7 とクライアント 4 0 8 間の通信経路途中にある T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 が一旦そのパケット e 2 を受信する。パケット e 2 は上り方向なので、A C K 番号変更部 T 4 は図 1 6 に示す f 1 0 0 1 からのフローに従ってクライアント 4 0 8 から受け取った A C K 番号よりも小さな値の A C K 番号へ書き換えてからサーバ 4 0 7 へ渡すことによりサーバ 4 0 7 からクライアント 4 0 8 へのデータ送信の帯域を抑えるための処理を行う。

【 0 2 0 9 】

f 1 0 0 1 において T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 の A C K 番号変更部 T 4 は、パケット e 2 が有している I P アドレス情報（例えば図 2 8 の 5 0 2 および 5 0 3 ）およびポート番号情報（例えば図 1 9 の 1 1 4 および 1 1 5 ）により、セッション情報保持手段 T 7 に保持されているパケット e 2 のセッションリストがどれなのかを特定する。本実施の形態 2 においては、パケット e 2 の I P アドレス情報およびポート番号情報が図 4 に示すセッション情報保持手段 T 7 におけるセッション 1 の I P アドレス情報およびポート番号情報 C 2 と一致し、その結果パケット e 2 のセッションリストがセッション 1 のセッションリスト C 4 であると特定されるものとする。

【 0 2 1 0 】

その後、A C K 番号変更部 T 4 は、パケット e 2 のセッションが輻輳回避モード・スロースタートモードのいずれなのかを、セッション情報保持手段 T 7 のセッション 1 のモード情報 C 3 に格納された値を元に判断する（図 1 6 の f 1 0 0 2 ）。セッション 1 のモード情報 C 3 には値 1（スロースタートモードを表す）が格納されているので、A C K 番号変更部 T 4 はパケット e 2 に対し、図 1 6 に示す f 1 0 0 5 からのフローに従ってスロースタートモードにおける処理を行う。

【 0 2 1 1 】

すなわち f 1 0 0 5 において T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 の A C K 番号変更部 T 4

10

20

30

40

50

は、パケット e 2 が有している IP アドレス情報（例えば図 28 の 5 0 2 および 5 0 3 ）およびポート番号情報（例えば図 19 の 1 1 4 および 1 1 5 ）により、ACK 番号データベース T 8 に保持されているパケット e 2 に属する ACK 番号キャッシュがどれなのかを特定し、ACK 番号キャッシュの値を取得する。本実施の形態 2 においては、パケット e 2 の IP アドレス情報およびポート番号情報が図 15 に示す ACK 番号データベース T 8 におけるセッション 1 の IP アドレス情報およびポート番号情報 Y 2 と一致し、その結果パケット e 2 の ACK 番号キャッシュがセッション 1 の ACK 番号キャッシュ Y 1 であると特定されるものとする。状態 z 2 の時 ACK 番号キャッシュ Y 1 は空なので、TCP シェーパ-中継装置 4 0 9 は続いて f 1 0 0 6 の処理を行う。

【 0 2 1 2 】

f 1 0 0 6 において ACK 番号変更部 T 4 はクライアント 4 0 8 から受け取った ACK 番号よりも小さな値の ACK 番号へ書き換えてからサーバ 4 0 7 へ渡す処理を実行する。つまり、TCP シェーパ-中継装置 4 0 9 の ACK 番号変更部 T 4 はセッション情報保持手段 T 7 のセッションリスト C 4 に格納されている最も登録時刻の古い ACK 番号、すなわちこの場合の状態 z 2 における S 0 に格納された値 1 0 0 0 1 を取得し（図 16 の f 1 0 0 6 ）。その結果、セッションリスト C 4 の S 0 の値 1 0 0 0 1 が削除され、S 1 に格納された値が S 0 に移り、S 2 に格納された値が S 1 に移る）、その値 1 0 0 0 1 をパケット e 2 の ACK 番号に上書きし（図 16 の f 1 0 0 7 ）、先の f 1 0 0 6 で取得した ACK 番号を ACK 番号キャッシュ Y 1 書きこむ（図 16 の f 1 0 0 8 ）。その結果、ACK 番号キャッシュ Y 1 は空でなくなる）。パケット e 2 の ACK 番号が書き換えられたパケット v 2 0 はパケット傍受部 T 3 へと渡され（図 16 の f 1 0 1 2 ）、そしてパケット転送部 T 2 ・パケット出力部 T 9 へと順次渡されて、TCP シェーパ-中継装置 4 0 9 よりサーバ 4 0 7 に転送される。このとき、セッションリスト C 4 は図 18 に示すように状態 z 2 から状態 z 3 へと遷移する。

【 0 2 1 3 】

この時点においてサーバ 4 0 7 にとっては既にクライアント 4 0 8 へ送信したパケット v 1 0 に対する ACK が返信されていないことになるが、本実施の形態 2 におけるパケット v 2 0 を受信したサーバ 4 0 7 はまだ輻輳が起きていないと判断し、引き続き次のデータが格納されたパケット v 3 0 を、クライアント 4 0 8 に送信するものとする。その途中でサーバ 4 0 7 ・クライアント 4 0 8 間の通信経路途中にある TCP シェーパ-中継装置 4 0 9 が一旦そのパケット v 3 0 を受信する。パケット v 3 0 は下り方向なので、シーケンス番号取得部 T 5 は前述のパケット v 1 0 の場合と同様に、再び図 9 に示す f 3 1 からのフローに従い、フロー f 4 0 1 以降で上り方向のパケットの ACK 番号を書き換えるのに必要となるシーケンス番号を、取得・保持するための処理を行う。シーケンス番号を取得・保持するための処理は実施の形態 1 のときと同じである。

【 0 2 1 4 】

すなわちパケット v 3 0 は前述のパケット v 1 0 の場合と同様にして、TCP データを含むパケットであると判定され（図 9 の f 3 1 ）、そのセッションリストがセッション 1 のセッションリスト C 4 であると特定される（図 9 の f 3 2 ~ f 3 3 ）。その後、シーケンス番号取得部 T 5 はパケット v 3 0 が再送 TCP パケットか否かを、前述のパケット v 1 0 の場合と同様に以下のようにして判断する（図 9 の f 3 4 ）。

【 0 2 1 5 】

図 17 においてパケット v 3 0 はシーケンス番号 = 1 2 0 0 1、TCP データ長 = 1 0 0 0 バイトであるので、TCP シェーパ-中継装置 4 0 9 のシーケンス番号取得部 T 5 は図 9 の処理フロー f 3 2 において取得したパケット v 3 0 のシーケンス番号と TCP データ長を加算する。すなわち、 $12001 + 1000 = 13001$ と加算する。次に TCP シェーパ-中継装置 4 0 9 のシーケンス番号取得部 T 5 は、このシーケンス番号と TCP データ長とを加算した値 1 3 0 0 1 と、セッション情報保持手段 T 7 のセッションリスト C 4 の状態 z 3 における S 1 に格納された、この時点で最も登録された時刻が新しい ACK 番号の値 1 2 0 0 1 とを比較する。シーケンス番号と TCP データ長とを加算

10

20

30

40

50

した値 1 3 0 0 1 のほうが大きいので、シーケンス番号取得部 T 5 はパケット v 3 0 が再送 T C P パケットではないと判断し、シーケンス番号と T C P データ長とを加算した値を追加登録する (図 9 の f 3 5) 。この場合シーケンス番号取得部 T 5 はシーケンス番号と T C P データ長とを加算した値 1 3 0 0 1 をセッション情報保持手段 T 7 のセッションリスト C 4 の S 2 に格納する。その後、シーケンス番号取得部 T 5 はパケット v 3 0 をパケット e 3 としてパケット傍受部 T 3 へ渡す (図 9 の f 3 8) 。パケット e 3 はパケット転送部 T 2 ・パケット出力部 T 9 へと順次渡されて、T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 よりクライアント 4 0 8 へと転送される。このとき、セッションリスト C 4 は図 1 8 に示すように状態 z 3 から状態 z 4 へと遷移する。

【 0 2 1 6 】

パケット e 3 を受信したクライアント 4 0 8 は、パケット e 3 の A C K として、A C K 番号 1 3 0 0 1 を持つパケット e 4 をサーバ 4 0 7 に送信する。その途中でサーバ 4 0 7 とクライアント 4 0 8 間の通信経路途中にある T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 が一旦そのパケット e 4 を受信する。パケット e 4 は上り方向なので、A C K 番号変更部 T 4 は前述の A C K パケット e 2 の場合と同様に、再び図 1 6 に示す f 1 0 0 1 からのフローに従ってクライアント 4 0 8 から受け取った A C K 番号よりも小さな値の A C K 番号へ書き換えてからサーバ 4 0 7 へ渡すことによりサーバ 4 0 7 からクライアント 4 0 8 へのデータ送信の帯域を抑えるための処理を行う。すなわちパケット e 4 は前述のパケット e 2 の場合と同様にして、そのセッションリストがセッション 1 のセッションリスト C 4 であると特定され (図 1 6 の f 1 0 0 1) 、セッション 1 のモード情報 C 3 に格納されていた値よりパケット e 4 のセッションがスロースタートモードであると特定される (図 1 6 の f 1 0 0 5) 。その後、A C K 番号変更部 T 4 はパケット e 4 に対し、図 1 6 に示す f 1 0 0 5 からのフローにしたがってスロースタートモードにおける処理を行う。

【 0 2 1 7 】

すなわち f 1 0 0 5 において T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 の A C K 番号変更部 T 4 は、パケット e 4 が有している I P アドレス情報 (例えば図 2 8 の 5 0 2 および 5 0 3) およびポート番号情報 (例えば図 1 9 の 1 1 4 および 1 1 5) により、A C K 番号データベース T 8 に保持されているパケット e 4 に属する A C K 番号キャッシュがどれなのかを特定し、A C K 番号キャッシュの値を取得する。本実施の形態 2 においては、パケット e 4 の I P アドレス情報およびポート番号情報が図 1 5 に示す A C K 番号データベース T 8 におけるセッション 1 の I P アドレス情報およびポート番号情報 Y 2 と一致し、その結果パケット e 4 の A C K 番号キャッシュがセッション 1 の A C K 番号キャッシュ Y 1 であると特定されるものとする。状態 z 4 の時 A C K 番号キャッシュ Y 1 は空でないので、T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 は続いて f 1 0 0 9 の処理を行う。

【 0 2 1 8 】

f 1 0 0 9 において A C K 番号変更部 T 4 はクライアント 4 0 8 から受け取った A C K 番号よりも小さな値の A C K 番号へ書き換えてからサーバ 4 0 7 へ渡す処理を実行する。つまり、T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 の A C K 番号変更部 T 4 は A C K 番号データベース T 8 の A C K 番号キャッシュ Y 1 に格納されている値 1 0 0 0 1 を取得し (図 1 6 の f 1 0 0 9) 、その値 1 0 0 0 1 をパケット e 4 の A C K 番号に上書きし (図 1 6 の f 1 0 1 0) 、A C K 番号キャッシュ Y 1 に格納されている値 1 0 0 0 1 を削除する (図 1 6 の f 1 0 1 1) 。その結果、A C K 番号キャッシュ Y 1 は空になる。) 。パケット e 4 の A C K 番号が書き換えられたパケット v 4 0 はパケット傍受部 T 3 へと渡され (図 1 6 の f 1 0 1 2) 、そしてパケット転送部 T 2 ・パケット出力部 T 9 へと順次渡されて、T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 よりサーバ 4 0 7 に転送へと転送される。このとき、セッションリスト C 4 は図 1 8 に示すように状態 z 4 から状態 z 5 へと遷移する。

【 0 2 1 9 】

この時点においてサーバ 4 0 7 にとっては既にクライアント 4 0 8 へ送信したパケット v 1 0 および v 3 0 に対する A C K が未だ返信されていないことになるが、本実施の形態 2 におけるサーバ 4 0 7 は輻輳が起きていないと判断し、引き続き次のデータが格納され

10

20

30

40

50

たパケットv 5 0を、クライアント4 0 8に送信するものとする。その途中でサーバ4 0 7・クライアント4 0 8間の通信経路途中にあるTCPシェーパ-中継装置4 0 9が一旦そのパケットv 5 0を受信する。パケットv 5 0は下り方向なので、シーケンス番号取得部T 5は前述のパケットv 1 0等の場合と同様に、図9に示すf 3 1からのフローに従い、フローf 4 0 1以降で上り方向のパケットのACK番号を書き換えるのに必要となるシーケンス番号を、取得・保持するための処理を行う。シーケンス番号を取得・保持するための処理は実施の形態1のときと同じである。

【0 2 2 0】

すなわちまずパケットv 5 0は前述のパケットv 1 0等の場合と同様にして、TCPデータを含むパケットであると判定され(図9のf 3 1)、そのセッションリストがセッション1のセッションリストC 4であると特定される(図9のf 3 2~f 3 3)。次にTCPシェーパ-中継装置4 0 9のシーケンス番号取得部T 5は、パケットv 5 0のシーケンス番号1 3 0 0 1とTCPデータ長1 0 0 0とを加算した値1 4 0 0 1と、セッション情報保持手段T 7のセッションリストC 4の状態z 5におけるS 2に格納された、この時点で最も登録された時刻が新しいACK番号の値1 3 0 0 1とを比較する。シーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値1 4 0 0 1のほうが大きいので、シーケンス番号取得部T 5はパケットv 5 0が再送TCPパケットではないと判断し、シーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値を追加登録する(図9のf 3 5)。この場合シーケンス番号取得部T 5はシーケンス番号とTCPデータ長とを加算した値1 4 0 0 1をセッション情報保持手段T 7のセッションリストC 4のS 3に格納する。その後、シーケンス番号取得部T 5はパケットv 5 0をパケットe 5としてパケット傍受部T 3へ渡す(図9のf 3 8)。パケットe 5はパケット転送部T 2・パケット出力部T 9へと順次渡されて、TCPシェーパ-中継装置4 0 9よりクライアント4 0 8へと転送される。このとき、セッションリストC 4は図1 8に示すように状態z 5から状態z 6へと遷移する。

【0 2 2 1】

パケットe 5を受信したクライアント4 0 8は、パケットe 5のACKとして、ACK番号1 4 0 0 1を持つパケットe 6をサーバ4 0 7へ送信する。その途中でサーバ4 0 7とクライアント4 0 8間の通信経路途中にあるTCPシェーパ-中継装置4 0 9が一旦そのパケットe 6を受信する。パケットe 6は上り方向なので、ACK番号変更部T 4はパケットe 2と同じく、図1 6に示すf 1 0 0 1からのフローに従ってクライアント4 0 8から受け取ったACK番号よりも小さな値のACK番号へ書き換えてからサーバ4 0 7へ渡すことによりサーバ4 0 7からクライアント4 0 8へのデータ送信の帯域を抑えるための処理を行う。

【0 2 2 2】

f 1 0 0 1においてTCPシェーパ-中継装置4 0 9のACK番号変更部T 4は、パケットe 6が有しているIPアドレス情報(例えば図2 8の5 0 2および5 0 3)およびポート番号情報(例えば図1 9の1 1 4および1 1 5)により、セッション情報保持手段T 7に保持されているパケットe 6のセッションリストがどれなのかを特定する。本実施の形態2においては、パケットe 6のIPアドレス情報およびポート番号情報が図4に示すセッション情報保持手段T 7におけるセッション1のIPアドレス情報およびポート番号情報C 2と一致し、その結果パケットe 6のセッションリストがセッション1のセッションリストC 4であると特定されるものとする。

【0 2 2 3】

その後、ACK番号変更部T 4は、パケットe 6のセッションが輻輳回避モード・スロースタートモードのいずれなのかを、セッション情報保持手段T 7のセッション1のモード情報C 3に格納された値を元に判断する(図1 6のf 1 0 0 2)。セッション1のモード情報C 3には値1(スロースタートモードを表す)が格納されているので、ACK番号変更部T 4はパケットe 6に対し、図1 6に示すf 1 0 0 5からのフローに従ってスロースタートモードにおける処理を行う。

【0 2 2 4】

すなわち f 1 0 0 5 において T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 の A C K 番号変更部 T 4 は、パケット e 6 が有している I P アドレス情報（例えば図 2 8 の 5 0 2 および 5 0 3 ）およびポート番号情報（例えば図 1 9 の 1 1 4 および 1 1 5 ）により、A C K 番号データベース T 8 に保持されているパケット e 6 に属する A C K 番号キャッシュがどれなのかを特定し、A C K 番号キャッシュの値を取得する。本実施の形態 2 においては、パケット e 6 の I P アドレス情報およびポート番号情報が図 1 5 に示す A C K 番号データベース T 8 におけるセッション 1 の I P アドレス情報およびポート番号情報 Y 2 と一致し、その結果パケット e 6 の A C K 番号キャッシュがセッション 1 の A C K 番号キャッシュ Y 1 であると特定されるものとする。状態 z 6 の時 A C K 番号キャッシュ Y 1 は空なので、T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 はパケット e 1 の処理と同じく、f 1 0 0 6 の処理を行う。

10

【 0 2 2 5 】

f 1 0 0 6 において A C K 番号変更部 T 4 はクライアント 4 0 8 から受け取った A C K 番号よりも小さな値の A C K 番号へ書き換えてからサーバ 4 0 7 へ渡す処理を実行する。つまり、T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 の A C K 番号変更部 T 4 はセッション情報保持手段 T 7 のセッションリスト C 4 に格納されている最も登録時刻の古い A C K 番号、すなわちこの場合の状態 z 6 における S 0 に格納された値 1 1 0 0 1 を取得し（図 1 6 の f 1 0 0 6 ）。その結果、セッションリスト C 4 の S 0 の値 1 1 0 0 1 が削除され、S 1 に格納された値が S 0 に移り、S 2 に格納された値が S 1 に移り、S 3 に格納された値が S 2 に移る）、その値 1 1 0 0 1 をパケット e 6 の A C K 番号に上書きし（図 1 6 の f 1 0 0 7 ）、先の f 1 0 0 6 で取得した A C K 番号を A C K 番号キャッシュ Y 1 書きこむ（図 1 6 の f 1 0 0 8 ）。その結果、A C K 番号キャッシュ Y 1 は空でなくなる。）。パケット e 6 の A C K 番号が書き換えられたパケット v 6 0 はパケット傍受部 T 3 へと渡され（図 1 6 の f 1 0 1 2 ）、そしてパケット転送部 T 2 ・パケット出力部 T 9 へと順次渡されて、T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 よりサーバ 4 0 7 に転送へと転送される。このとき、セッションリスト C 4 は図 1 8 に示すように状態 z 6 から状態 z 7 へと遷移する。

20

【 0 2 2 6 】

この時点においてサーバ 4 0 7 にとっては既にクライアント 4 0 8 へ送信したパケット v 1 0 ・ v 3 0 ・ v 5 0 に対する A C K がまだ返信されていないことになるが、本実施の形態 2 におけるパケット v 6 0 を受信したサーバ 4 0 7 はやはりまだ輻輳が起きていないと判断し、引き続き次のデータが格納された 2 つのパケット v 7 0 ・ v 8 0 を連続してクライアント 4 0 8 に送信するものとする。その途中でサーバ 4 0 7 ・クライアント 4 0 8 間の通信経路途中にある T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 が一旦そのパケット v 7 0 および v 8 0 を受信する。パケット v 7 0 および v 8 0 は下り方向なので、シーケンス番号取得部 T 5 は前述のパケット v 1 0 等の場合と同様に、図 9 に示す f 3 1 からのフローに従い、フロー f 4 0 1 以降で上り方向のパケットの A C K 番号を書き換えるのに必要となるシーケンス番号を、取得・保持するための処理が行われる。シーケンス番号を取得・保持するための処理は実施の形態 1 のときと同じである。

30

【 0 2 2 7 】

すなわちまずパケット v 7 0 は前述のパケット v 1 0 等の場合と同様にして、T C P データを含むパケットであると判定され（図 9 の f 3 1 ）、そのセッションリストがセッション 1 のセッションリスト C 4 であると特定される（図 9 の f 3 2 ~ f 3 3 ）。次に T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 のシーケンス番号取得部 T 5 は、パケット v 7 0 のシーケンス番号 1 4 0 0 1 と T C P データ長 1 0 0 0 とを加算した値 1 5 0 0 1 と、セッション情報保持手段 T 7 のセッションリスト C 4 の状態 z 7 における S 2 に格納された、この時点で最も登録された時刻が新しい A C K 番号の値 1 4 0 0 1 とを比較する（図 9 の f 3 4 ）。シーケンス番号と T C P データ長とを加算した値 1 5 0 0 1 のほうが大きいので、シーケンス番号取得部 T 5 はパケット v 7 0 が再送 T C P パケットではないと判断し、シーケンス番号と T C P データ長とを加算した値を追加登録する（図 9 の f 3 5 ）。この場合シーケンス番号取得部 T 5 はシーケンス番号と T C P データ長とを加算した値 1 5 0 0 1 を

40

50

セッション情報保持手段 T7 のセッションリスト C4 の S3 に格納する。その後、シーケンス番号取得部 T5 はパケット v70 をパケット e7 としてパケット傍受部 T3 へ渡す (図9の f38)。パケット e7 はパケット転送部 T2・パケット出力部 T9 へと順次渡されて、TCPシェーパ-中継装置 409 よりクライアント 408 へと転送される。このとき、セッションリスト C4 は図18に示すように状態 z7 から状態 z8 へと遷移する。

【0228】

パケット v80 についても前述のパケット v70 の場合と同様な処理が行われる。すなわち、パケット v80 が TCP データを含み、そのセッションリストがセッション1のセッションリスト C4 であると特定されるので (図9の f31 ~ f33)、TCPシェーパ-中継装置 409 のシーケンス番号取得部 T5 は、パケット v80 のシーケンス番号 15001 と TCP データ長 1000 とを加算した値 16001 と、セッション情報保持手段 T7 のセッションリスト C4 の状態 z8 における S3 に格納された、この時点で最も登録された時刻が新しい ACK 番号の値 15001 とを比較する (図9の f34)。シーケンス番号と TCP データ長とを加算した値 16001 のほうが大きいので、シーケンス番号取得部 T5 はパケット v80 が再送 TCP パケットではないと判断し、パケット v80 のシーケンス番号 15001 と TCP データ長 1000 とを加算した値 16001 をセッション情報保持手段 T7 のセッションリスト C4 の S4 に格納する (図9の f35)。その後、シーケンス番号取得部 T5 はパケット v80 をパケット e8 としてパケット傍受部 T3 へ渡す (図9の f38)。パケット e8 はパケット転送部 T2・パケット出力部 T9 へと順次渡されて、TCPシェーパ-中継装置 409 よりクライアント 408 へと転送される。このとき、セッションリスト C4 は図18に示すように状態 z8 から状態 z9 へと遷移する。

【0229】

パケット e7・e8 を受信したクライアント 408 は、このようにパケット e7、e8 を短い間隔で受信した場合には、パケット e7、e8 に対して一つの ACK にまとめて、ACK 番号 16001 を持つパケット e9 をサーバ 407 に送信するものとする。その途中でサーバ 407 とクライアント 408 間の通信経路途中にある TCPシェーパ-中継装置 409 が一旦そのパケット e9 を受信する。パケット e9 は上り方向なので、ACK 番号変更部 T4 は前述の ACK パケット e2 等の場合と同様に、再び図16に示す f1001 からのフローに従ってクライアント 408 から受け取った ACK 番号よりも小さな値の ACK 番号へ書き換えてからサーバ 407 へ渡すことによりサーバ 407 からクライアント 408 へのデータ送信の帯域を抑えるための処理を行う。

【0230】

すなわちパケット e9 は前述のパケット e2 の場合と同様にして、そのセッションリストがセッション1のセッションリスト C4 であると特定され (図16の f1001)、セッション1のモード情報 C3 に格納されていた値よりパケット e9 のセッションがスロースタートモードであると特定される (図16の f1005)。その後、ACK 番号変更部 T4 はパケット e9 に対し、図16に示す f1005 からのフローにしたがってスロースタートモードにおける処理を行う。

【0231】

すなわち f1005 において TCPシェーパ-中継装置 409 の ACK 番号変更部 T4 は、パケット e9 が有している IP アドレス情報 (例えば図28の 502 および 503) およびポート番号情報 (例えば図19の 114 および 115) により、ACK 番号データベース T8 に保持されているパケット e9 に属する ACK 番号キャッシュがどれなのかを特定し、ACK 番号キャッシュの値を取得する。本実施の形態2においては、パケット e9 の IP アドレス情報およびポート番号情報が図15に示す ACK 番号データベース T8 におけるセッション1の IP アドレス情報およびポート番号情報 Y2 と一致し、その結果パケット e9 の ACK 番号キャッシュがセッション1の ACK 番号キャッシュ Y1 であると特定されるものとする。状態 z9 の時 ACK 番号キャッシュ Y1 は空でないので、TCPシェーパ-中継装置 409 は続いて f1009 の処理を行う。

【 0 2 3 2 】

f 1 0 0 9 において A C K 番号変更部 T 4 はクライアント 4 0 8 から受け取った A C K 番号よりも小さな値の A C K 番号へ書き換えてからサーバ 4 0 7 へ渡す処理を実行する。つまり、T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 の A C K 番号変更部 T 4 は A C K 番号データベース T 8 の A C K 番号キャッシュ Y 1 に格納されている値 1 1 0 0 1 を取得し (図 1 6 の f 1 0 0 9)、その値 1 1 0 0 1 をパケット e 9 の A C K 番号に上書きし (図 1 6 の f 1 0 1 0)、A C K 番号キャッシュ Y 1 に格納されている値 1 1 0 0 1 を削除する (図 1 6 の f 1 0 1 1)。その結果、A C K 番号キャッシュ Y 1 は空になる。)。パケット e 9 の A C K 番号が書き換えられたパケット v 9 0 はパケット傍受部 T 3 へと渡され (図 1 6 の f 1 0 1 2)、そしてパケット転送部 T 2 ・パケット出力部 T 9 へと順次渡されて、T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 よりサーバ 4 0 7 に転送へと転送される。このとき、セッションリスト C 4 は図 1 8 に示すように状態 z 9 から状態 z 1 0 へと遷移する。

10

【 0 2 3 3 】

この時点においてもサーバ 4 0 7 にとっては既にクライアント 4 0 8 へ送信したパケット v 1 0 ・ v 3 0 ・ v 5 0 ・ v 7 0 ・ v 8 0 に対する A C K が未だ返信されていないことになるが、本実施の形態 2 におけるサーバ 4 0 7 はやはり未だ輻輳が起きていないと判断し、引き続き次のデータが格納されたパケット v 1 0 0 を、クライアント 4 0 8 に送信するものとする。その途中でサーバ 4 0 7 ・クライアント 4 0 8 間の通信経路途中にある T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 が一旦そのパケット v 1 0 0 を受信する。パケット v 1 0 0 は下り方向なので、シーケンス番号取得部 T 5 は前述のパケット v 1 0 等の場合と同様に、図 9 に示す f 3 1 からのフローに従い、フロー f 4 0 1 以降で上り方向のパケットの A C K 番号を書き換えるのに必要となるシーケンス番号を、取得・保持するための処理が行われる。シーケンス番号を取得・保持するための処理は実施の形態 1 のときと同じである。

20

【 0 2 3 4 】

すなわちまずパケット v 1 0 0 は前述のパケット v 1 0 等の場合と同様にして、T C P データを含むパケットであると判定され (図 9 の f 3 1)、そのセッションリストがセッション 1 のセッションリスト C 4 であると特定される (図 9 の f 3 2 ~ f 3 3)。次に T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 のシーケンス番号取得部 T 5 は、パケット v 1 0 0 のシーケンス番号 1 6 0 0 1 と T C P データ長 1 0 0 0 とを加算した値 1 7 0 0 1 と、セッション情報保持手段 T 7 のセッションリスト C 4 の状態 z 1 0 における S 4 に格納された、この時点で最も登録された時刻が新しい A C K 番号の値 1 6 0 0 1 とを比較する。シーケンス番号と T C P データ長とを加算した値 1 7 0 0 1 のほうが大きいので、シーケンス番号取得部 T 5 はパケット v 1 0 0 が再送 T C P パケットではないと判断し、シーケンス番号と T C P データ長とを加算した値を追加登録する (図 9 の f 3 5)。この場合シーケンス番号取得部 T 5 はシーケンス番号と T C P データ長とを加算した値 1 7 0 0 1 をセッション情報保持手段 T 7 のセッションリスト C 4 の S 5 に格納する。その後、シーケンス番号取得部 T 5 はパケット v 1 0 0 をパケット e 1 0 としてパケット傍受部 T 3 へ渡す (図 9 の f 3 8)。パケット e 1 0 はパケット転送部 T 2 ・パケット出力部 T 9 へと順次渡されて、T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 よりクライアント 4 0 8 へと転送される。このとき、セッションリスト C 4 は図 1 8 に示すように状態 z 1 0 から状態 z 1 1 へと遷移する。

30

40

【 0 2 3 5 】

パケット e 1 0 を受信したクライアント 4 0 8 は、パケット e 1 0 の A C K として、A C K 番号 1 7 0 0 1 を持つパケット e 1 1 をサーバ 4 0 7 に送信する。その途中でサーバ 4 0 7 とクライアント 4 0 8 間の通信経路途中にある T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 が一旦そのパケット e 1 1 を受信する。パケット e 1 1 は上り方向なので、A C K 番号変更部 T 4 は図 8 に示す f 4 0 1 からのフローに従ってクライアント 4 0 8 から受け取った A C K 番号よりも小さな値の A C K 番号へ書き換えてからサーバ 4 0 7 へ渡すかあるいはサーバ 4 0 7 に対する A C K パケットをドロップすることによりサーバ 4 0 7 からクライアント 4 0 8 へのデータ送信の帯域を抑えるための処理を行う。すなわちパケット e 1 1 は

50

前述のACKパケットe 2等の場合と同様にして、図16に示すf 1 0 0 1からのフローに従ってクライアント4 0 8から受け取ったACK番号よりも小さな値のACK番号へ書き換えてからサーバ4 0 7へ渡すことによりサーバ4 0 7からクライアント4 0 8へのデータ送信の帯域を抑えるための処理を行う。

【0 2 3 6】

f 1 0 0 1においてTCPシェーパ中継装置4 0 9のACK番号変更部T 4は、パケットe 1 1が有しているIPアドレス情報（例えば図28の5 0 2および5 0 3）およびポート番号情報（例えば図19の1 1 4および1 1 5）により、セッション情報保持手段T 7に保持されているパケットe 1 1のセッションリストがどれなのかを特定する。本実施の形態2においては、パケットe 1 1のIPアドレス情報およびポート番号情報が図4

10

【0 2 3 7】

その後、ACK番号変更部T 4は、パケットe 1 1のセッションが輻輳回避モード・スロースタートモードのいずれなのかを、セッション情報保持手段T 7のセッション1のモード情報C 3に格納された値を元に判断する（図16のf 1 0 0 2）。セッション1のモード情報C 3には値1（スロースタートモードを表す）が格納されているので、ACK番号変更部T 4はパケットe 1 1に対し、図16に示すf 1 0 0 5からのフローに従ってスロースタートモードにおける処理を行う。

20

【0 2 3 8】

すなわちf 1 0 0 5においてTCPシェーパ中継装置4 0 9のACK番号変更部T 4は、パケットe 1 1が有しているIPアドレス情報（例えば図28の5 0 2および5 0 3）およびポート番号情報（例えば図19の1 1 4および1 1 5）により、ACK番号データベースT 8に保持されているパケットe 1 1に属するACK番号キャッシュがどれなのかを特定し、ACK番号キャッシュの値を取得する。本実施の形態2においては、パケットe 1 1のIPアドレス情報およびポート番号情報が図15に示すACK番号データベースT 8におけるセッション1のIPアドレス情報およびポート番号情報Y 2と一致し、その結果パケットe 1 1のACK番号キャッシュがセッション1のACK番号キャッシュY 1であると特定されるものとする。状態z 1 1の時ACK番号キャッシュY 1は空なので

30

【0 2 3 9】

f 1 0 0 6においてACK番号変更部T 4はクライアント4 0 8から受け取ったACK番号よりも小さな値のACK番号へ書き換えてからサーバ4 0 7へ渡す処理を実行する。つまり、TCPシェーパ中継装置4 0 9のACK番号変更部T 4はセッション情報保持手段T 7のセッションリストC 4に格納されている最も登録時刻の古いACK番号、すなわちこの場合の状態z 1 1におけるS 0に格納された値1 2 0 0 1を取得し（図16のf 1 0 0 6）。その結果、セッションリストC 4のS 0の値1 2 0 0 1が削除され、S 1に格納された値がS 0に移り、S 2に格納された値がS 1に移り、S 3に格納された値がS 2に移り、S 4に格納された値がS 3に移り、S 5に格納された値がS 4に移る）、その値1 2 0 0 1をパケットe 1 1のACK番号に上書きし（図16のf 1 0 0 7）、先のf 1 0 0 6で取得したACK番号をACK番号キャッシュY 1書きこむ（図16のf 1 0 0 8。その結果、ACK番号キャッシュY 1は空でなくなる。）。パケットe 1 1のACK番号が書き換えられたパケットv 1 1 0はパケット傍受部T 3へと渡され（図16のf 1 0 1 2）、そしてパケット転送部T 2・パケット出力部T 9へと順次渡されて、TCPシェーパ中継装置4 0 9よりサーバ4 0 7に転送へと転送される。このとき、セッションリストC 4は図18に示すように状態z 1 1から状態z 1 2へと遷移する。なお、このときのパケットv 1 1 0は、サーバ4 0 7にとって結果的にパケットv 1 0に対するACK

40

50

【 0 2 4 0 】

この時点においてサーバ 4 0 7 にとっては既にクライアント 4 0 8 へ送信したパケット v 1 0 ・ v 3 0 ・ v 5 0 ・ v 7 0 ・ v 8 0 ・ v 1 0 0 のうちパケット v 1 0 に対する A C K は返信されてきているが、残りの送信パケット v 3 0 ・ v 5 0 ・ v 7 0 ・ v 8 0 ・ v 1 0 0 に対する A C K がまだ返信されていないことになる。ここに至り本実施の形態 2 における A C K パケット v 1 1 0 を受信したサーバ 4 0 7 はパケット v 3 0 に対する A C K (A C K 番号 1 3 0 0 1 を持つパケット) をクライアント 4 0 8 から受け取っていないために、サーバ 4 0 7 においてパケット v 3 0 に対する R T O がオーバーしたものとする。

【 0 2 4 1 】

そこでサーバ 4 0 7 はパケット v 3 0 以降の送信パケットにおいて輻輳が発生したと判断し、クライアント 4 0 8 に対してパケット v 3 0 と同様の内容を持つパケット v 1 2 0 を再送する。その途中でサーバ 4 0 7 ・ クライアント 4 0 8 間の通信経路途中にある T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 がそのパケット v 1 2 0 を一旦受信する。パケット v 1 2 0 は下り方向なので、シーケンス番号取得部 T 5 は前述のパケット v 1 0 等の場合と同様に、図 9 に示す f 3 1 からのフローに従い、フロー f 4 0 1 以降で上り方向のパケットの A C K 番号を書き換えるのに必要となるシーケンス番号を、取得・保持するための処理が行われる。シーケンス番号を取得・保持するための処理は実施の形態 1 のときと同じである。

10

【 0 2 4 2 】

すなわちまずパケット v 1 2 0 は前述のパケット v 1 0 等の場合と同様にして、T C P データを含むパケットであると判定され (図 9 の f 3 1) 、そのセッションリストがセッション 1 のセッションリスト C 4 であると特定される (図 9 の f 3 2 ~ f 3 3) 。その後、シーケンス番号取得部 T 5 はパケット v 1 2 0 が再送 T C P パケットか否かを例えば以下のようにして判断する (図 9 の f 3 4) 。

20

【 0 2 4 3 】

図 1 7 においてパケット v 1 2 0 はシーケンス番号 = 1 2 0 0 1 、T C P データ長 = 1 0 0 0 バイトであるので、T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 のシーケンス番号取得部 T 5 は図 9 の処理フロー f 3 2 において取得したパケット v 1 2 0 のシーケンス番号と T C P データ長を加算する。すなわち、 $12001 + 1000 = 13001$ と加算する。次に T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 のシーケンス番号取得部 T 5 は、このシーケンス番号と T C P データ長とを加算した値 1 3 0 0 1 と、セッション情報保持手段 T 7 のセッションリスト C 4 の状態 z 1 2 における S 4 に格納された、この時点で最も登録された時刻が新しい A C K 番号の値 1 7 0 0 1 とを比較する。シーケンス番号と T C P データ長とを加算した値 1 3 0 0 1 のほうが小さいので、シーケンス番号取得部 T 5 はパケット v 1 2 0 が再送 T C P パケットであると判断し、再送パケット用の処理を行う (図 9 の f 3 6 ~ f 3 7) 。この場合シーケンス番号取得部 T 5 は、セッション情報保持手段 T 7 におけるセッション 1 のモード情報 C 3 を、輻輳回避モードであることを示す値 0 に更新する (図 9 の f 3 6) 。

30

【 0 2 4 4 】

サーバ 4 0 7 は輻輳状態の間、T C P データを含むパケットをクライアント 4 0 8 へ再送のみ行い、新たな T C P データをクライアント 4 0 8 に送信しないため、輻輳状態が長く続くと転送効率が悪くなる。そこでサーバ 4 0 7 を輻輳状態からなるべく早く復帰させるために、T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 は例えばサーバ 4 0 7 への A C K を生成し、送信する。

40

【 0 2 4 5 】

すなわち T C P シェーパ-中継装置 4 0 9 のシーケンス番号取得部 T 5 は、セッション情報保持手段 T 7 の C 2 に格納されている送信元 I P アドレス (例えば図 2 8 の 5 0 2) ・宛先 I P アドレス (例えば図 2 8 の 5 0 3) ・送信元ポート番号 (例えば図 1 9 の 1 1 4) ・宛先ポート番号 (例えば図 1 9 の 1 1 5) を元に、輻輳状態から復帰させるために上り方向の T C P データ無しパケット v 1 2 1 を生成し、パケット傍受部 T 3 へ渡す。

50

【 0 2 4 6 】

その次に、TCPシェーパ中継装置409のACK番号変更部T4は、先ほどシーケンス番号取得部T5において生成されたパケットv121をパケット傍受部T3から入力し、その時点でセッション情報保持手段T7に格納されている最も登録時刻の古いACK番号、すなわちこの場合のセッションリストC4の状態z12においてS0に格納されている値13001を取得し（その結果、セッションリストC4のS0の値13001が削除され、S1に格納された値がS0に移り、S2に格納された値がS1に移り、S3に格納された値がS2に移り、S4に格納された値がS3に移る。）、その値13001をパケットv121のACK番号に書き込む（図9のf37）。ACK番号13001が書き込まれたパケットv121はパケット傍受部T3へと渡され（図9のf38）、そしてパケット転送部T2・パケット出力部T9へと順次渡されて、TCPシェーパ中継装置409よりサーバ407へと送信される。

10

【 0 2 4 7 】

その後、TCPシェーパ中継装置409はセッション情報保持手段T7にACK番号を格納せず、パケットv120をパケットe12としてパケット傍受部T3へ渡す（図9のf38）。パケットe12はパケット転送部T2・パケット出力部T9へと順次渡されて、TCPシェーパ中継装置409よりクライアント408へと転送される。このとき、セッションリストC4は状態z12から状態z13へと遷移する。

【 0 2 4 8 】

以上のように本発明によれば、少なくとも1つ以上のサーバと1つ以上のクライアントの間の通信をネットワーク上で中継するネットワーク中継装置であって、接続されたネットワーク上より受信したパケットが上り方向の場合、前記パケットのACK番号を元の番号より小さい値へ書き換えた後前記ネットワーク上へ送信するネットワーク中継装置およびネットワーク中継制御方法によれば、元の番号より小さな値へ書き換えられたACK番号を有するACKパケットを受け取ったサーバは、自分がそれより前にクライアントに送ったパケットが全て届いているわけでない判断し、クライアントへ送ったパケットの全てが届くことを示すACK番号を有するACKパケットをクライアントから受け取るまでクライアントへの新たなパケット送信を行わなくなるので、下り方向のTCPスループットがネットワークの許容範囲を超えず、その結果同時に流した音声通信パケットなどのパケットロスを低減することができる。またウィンドウサイズを使わないので、ウィンドウサイズを処理しない端末を用いた通信でスループットが下がらない等の問題を解決するという効果が得られる。

20

30

【 0 2 4 9 】

（実施の形態3）

図2は、TCPシェーパがアクセスルータの一機能として動作する場合の実施例である。

【 0 2 5 0 】

図2におけるクライアントD1は一般家庭内のパソコン等の情報機器を表す。本発明が適用されるアクセスルータD2はパケット中継装置であり、クライアントD1が送信したパケットを後述する上位の中継装置D6へ中継し、また上位の中継装置D6が送信したパケットをクライアントD1へ中継する。さらにアクセスルータD2はIP電話機能を持ち、音声データを内包するパケット（以下、「音声パケット」と称す）の送受信を行う。アクセスルータD2の物理的な設置場所は一般家庭内である。またアクセスルータD2はクライアントD1に対して、DHCP（Dynamic Host Configuration Protocol）を用いてアドレス割り当てを行う。また、DHCPで割り当てたIPアドレスはアクセスルータD2内で保持されるものとする。そのためアクセスルータD2はクライアントD1が持つIPアドレスを常に把握できる。

40

【 0 2 5 1 】

クライアントD1とアクセスルータD2は伝送路D9によって接続されている。伝送路D9の伝送許容量は100Mbpsである。

50

【 0 2 5 2 】

上位の中継装置 D 6 は、アクセスルータ D 2 から送信されたパケットをインターネット網へと中継する。またインターネット網から中継されてきたパケットをアクセスルータ D 2 へと中継する。上位の中継装置 D 6 の物理的な設置場所は、一般家庭にインターネット接続のサービスを行うインターネットサービスプロバイダの内部である。

【 0 2 5 3 】

上位の中継装置 D 6 とアクセスルータ D 2 は伝送路 D 3 によって接続されている。伝送路 D 3 の伝送許容量は 1 M b p s である。伝送路 D 3 において、アクセスルータ D 2 から上位の中継装置 D 6 への方を「上り方向」とし、上位の中継装置 D 6 からアクセスルータ D 2 への方を「下り方向」とする。

10

【 0 2 5 4 】

また上位の中継装置 D 6 とインターネット網は伝送路 D 1 0 によって接続されている。伝送路 D 1 0 の伝送許容量は 1 0 0 0 M b p s である。

【 0 2 5 5 】

インターネット網にはサーバ D 7 が接続される。クライアント D 1 とサーバ D 7 は経路 D 5 においてパケットの送受信が可能である。またインターネット網とサーバ D 7 間は十分大きな伝送許容量を持つものとする。具体的には伝送路 D 1 0 よりも大きな伝送許容量を持つ。

【 0 2 5 6 】

またインターネット網には I P 電話 D 8 が接続される。アクセスルータ D 2 と I P 電話 D 8 は経路 D 4 においてパケットの送受信が可能である。またインターネット網と I P 電話 D 8 間は十分大きな伝送許容量を持つものとする。

20

【 0 2 5 7 】

ここでまず本発明をアクセスルータ D 2 に適用しない場合における挙動を説明する。例えばクライアント D 1 がサーバ D 7 に T C P で接続し、その後サーバ D 7 からクライアント D 1 へ 9 0 0 k b p s の帯域でデータの送信を行う。次に I P 電話 D 8 とアクセスルータ D 2 が互いに 2 0 0 k b p s の帯域で音声パケットの送受信を開始すると、伝送路 D 3 に必要な帯域は $2 0 0 k b p s + 9 0 0 k b p s = 1 . 1 M b p s$ になる。しかしながら伝送路 D 3 の下り方向の伝送許容量は 1 M b p s であり、これは下り方向の T C P データと音声パケットの合計必要帯域である $1 . 1 M b p s$ より小さい。よって伝送路 D 3 の下り方向の伝送容量が足りなくなり、上位の中継装置 D 6 にて音声パケットもしくは T C P パケットを送信できず伝送路 D 3 に送信できなくなり、その結果 T C P パケットと音声パケットの一部にパケットロスが発生する。したがってアクセスルータ D 2 の I P 電話機能において、音声パケットが内包している音声データを再生できないパケットが存在することになり、音質の低下が発生する。

30

【 0 2 5 8 】

一方、例えば本発明の実施の形態 1 もしくは実施の形態 2 である T C P シェーパ機能をアクセスルータ D 2 に適用した場合における音質を説明する。この場合、伝送路 D 3 の下り方向はアクセスルータ D 2 の T C P シェーパ機能により帯域制御される。アクセスルータ D 2 にて中継するパケットの上り・下り方向を判別する方法は例えば以下のように行う。すなわち、アクセスルータ D 2 で中継すべきパケットの宛先 I P アドレス（例えば図 2 8 の 5 0 3 ）がクライアント D 1 の I P アドレスと等しい場合は下り方向と判別し、宛先 I P アドレスがクライアント D 1 の I P アドレスと等しくなければ上り方向と判別する。クライアント D 1 の I P アドレスは例えばアクセスルータ D 2 内部の D H C P 機能によって保持することが可能である。その保持されている I P アドレスを参照することで、パケットの宛先 I P アドレスがクライアント D 1 の I P アドレスと等しいかを判定する。

40

【 0 2 5 9 】

最初にアクセスルータ D 2 の T C P シェーパ機能を無効にし、アクセスルータ D 2 を経由する通信を開始する。例えばクライアント D 1 がサーバ D 7 に T C P で接続し、その後サーバ D 7 からクライアント D 1 へ 9 0 0 k b p s の帯域でデータ送信を行う。その後

50

ＩＰ電話Ｄ８とアクセスルータＤ２が音声パケットを送受信開始する前に、いずれかからのＩＰ電話の接続要求をトリガーとして、ＴＣＰシェーパ機能の有効にする。するとサーバＤ７からクライアントＤ１へ向かうＴＣＰデータの帯域は、アクセスルータＤ２のＴＣＰシェーパ機能によって低く押さえられる。その結果、例えばサーバＤ７からクライアントＤ１へのＴＣＰデータの消費帯域が９００ｋｂｐｓから１００ｋｂｐｓに押さえられたとする。そうすると、ＩＰ電話Ｄ８とアクセスルータＤ２が互いに２００ｋｂｐｓの帯域で音声パケットを送受信しても、伝送路Ｄ３における下り方向のＴＣＰデータと音声パケットの合計帯域は２００ｋｂｐｓ＋１００ｋｂｐｓ＝３００ｋｂｐｓになり、伝送路Ｄ３の下り方向の伝送許容量である１Ｍｂｐｓはそれより十分に大きいため、伝送路Ｄ３の下り方向の伝送容量が足りなくなることはなくなり、上位の中継装置Ｄ６でパケットロスが発生しない。また伝送路Ｄ３の下り方向において伝送許容量の半分以上しか利用していないため、下り方向の音声パケットのジッタも悪化しない。したがってアクセスルータＤ２のＩＰ電話機能において音声の低下が発生しない。

10

【０２６０】

以上のように本発明によれば、少なくとも１つ以上のサーバと１つ以上のクライアントの間の通信をネットワーク上で中継するネットワーク中継装置であって、接続されたネットワーク上より受信したパケットが上り方向の場合、前記パケットのＡＣＫ番号を元の番号より小さい値へ書き換えた後前記ネットワーク上へ送信するネットワーク中継装置およびネットワーク中継制御方法によれば、元の番号より小さな値へ書き換えられたＡＣＫ番号を有するＡＣＫパケットを受け取ったサーバは、自分がそれより前にクライアントに送ったパケットが全て届いているわけでない判断し、クライアントへ送ったパケットの全てが届くことを示すＡＣＫ番号を有するＡＣＫパケットをクライアントから受け取るまでクライアントへの新たなパケット送信を行わなくなるので、下り方向のＴＣＰスループットがネットワークの許容範囲を超えず、その結果同時に流した音声通信パケットなどのパケットロスを低減することができる。またウィンドウサイズを使わないので、ウィンドウサイズを処理しない端末を用いた通信でスループットが下がらない等の問題を解決するという効果が得られる。

20

【０２６１】

なお、本実施の形態３は音声のみのＩＰ電話を用いて説明したが、例えば音声に加え動画情報も同時に送受信するＩＰ－ＴＶ電話であっても同様である。

30

【産業上の利用可能性】

【０２６２】

本発明にかかるＡＣＫ番号書き換え方式は、スループットを抑えることが可能であるため、帯域制御機能が期待される組織間のルータや、家庭用ゲートウェイ等としての利用が可能である。

【図面の簡単な説明】

【０２６３】

【図１】本発明が適用されたパケット転送を示すシーケンス図

【図２】アクセスルータを用いたネットワークシステムの構成図

【図３】本発明の実施の形態を持つ中継装置の構成を示す概要ブロック図（基本型ＴＣＰシェーパ）

40

【図４】本発明の実施の形態を持つ中継装置での、セッション情報保持手段の構成図

【図５】本発明の実施の形態を持つ中継装置での、パケット数保持手段の構成図

【図６】本発明の実施の形態を持つ中継装置における、パケット転送部のフロー図

【図７】本発明の実施の形態を持つ中継装置における、パケット傍受部のフロー図

【図８】本発明の実施の形態を持つ中継装置における、ＡＣＫ番号変更部のフロー図（基本型ＴＣＰシェーパ）

【図９】本発明の実施の形態を持つ中継装置における、シーケンス番号取得部のフロー図

【図１０】本発明の実施の形態を持つ中継装置における、輻輳回避モード時の動作を示すシーケンス図（基本型ＴＣＰシェーパ）

50

【図 1 1】本発明の実施の形態を持つ中継装置における、輻輳回避モード時のセッション情報保持手段での A C K 番号のリストの遷移図（基本型 T C P シェーパ）

【図 1 2】本発明の実施の形態を持つ中継装置における、スロースタートモード時の動作を示すシーケンス図（基本型 T C P シェーパ）

【図 1 3】本発明の実施の形態を持つ中継装置における、スロースタートモード時のセッション情報保持手段での A C K 番号のリストの遷移図（基本型 T C P シェーパ）

【図 1 4】本発明の実施の形態を持つ中継装置の構成を示す概要ブロック図（拡張版 T C P シェーパ）

【図 1 5】本発明の実施の形態を持つ中継装置での、A C K 番号データベースの構成図

【図 1 6】本発明の実施の形態を持つ中継装置における、A C K 番号変更部のフロー図（拡張版 T C P シェーパ）

【図 1 7】本発明の実施の形態を持つ中継装置における、スロースタートモード時の動作を示すシーケンス図（拡張版 T C P シェーパ）

【図 1 8】本発明の実施の形態を持つ中継装置における、スロースタートモード時のセッション情報保持手段での A C K 番号のリストの遷移図（拡張版 T C P シェーパ）

【図 1 9】T C P ヘッダフォーマットを示す構成図

【図 2 0】T C P の最も基本的な送信を示すシーケンス図

【図 2 1】T C P の最も基本的な送信でのパケットロス発生時の動作を示すシーケンス図

【図 2 2】T C P の基本的な送信での、処理能力を超えたデータ送信の動作を示すシーケンス図

【図 2 3】ウィンドウサイズを考慮した T C P の送信を示すシーケンス図

【図 2 4】ウィンドウサイズを考慮した T C P の送信における、パケットロス発生時の動作を示すシーケンス図

【図 2 5】T C P の送信における、遅延 A C K を示すシーケンス図

【図 2 6】T C P の送信における、輻輳ウィンドウを用いた送信を示すシーケンス図（スロースタートモード）

【図 2 7】T C P の送信における、輻輳ウィンドウを用いた送信を示すシーケンス図（輻輳回避モード）

【図 2 8】I P ヘッダフォーマットを示す構成図

【符号の説明】

【 0 2 6 4 】

3 0 1	L A N 側クライアント
3 0 2	W A N 側サーバ
3 0 3	T C P シェーパを搭載した中継装置
D 1	クライアント
D 2	アクセスルータ（I P 電話機能含）
D 3	伝送路
D 4	アクセスルータと I P 電話間の通信
D 5	クライアント・サーバ間の通信
D 6	上位の中継装置
D 7	サーバ
D 8	I P 電話
D 9	伝送路
D 1 0	伝送路
A 1	パケット入力部
A 2	パケット転送部
A 3	パケット傍受部
A 4	A C K 番号変更部
A 5	シーケンス番号取得部
A 6	セッション管理部

10

20

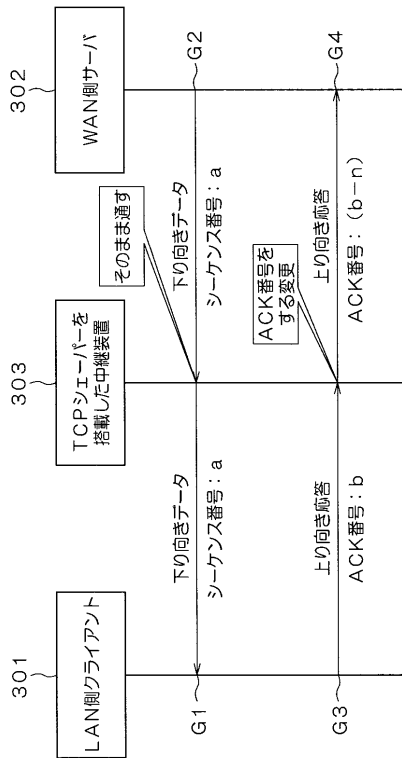
30

40

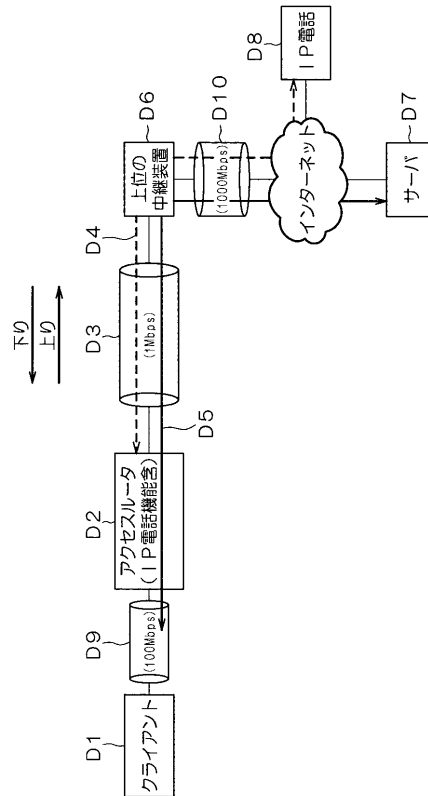
50

A 7	セッション情報保持手段	
A 8	パケット数保持手段	
A 9	パケット出力部	
A 1 1	T C P シェーパの機能を持つ中継装置	
A 1 2	T C P シェーパ本体	
4 0 1、4 0 4	サーバ	
4 0 2、4 0 5	クライアント	
4 0 3、4 0 6	T C P シェーパを搭載した中継装置	
T 1	パケット入力部	
T 2	パケット転送部	10
T 3	パケット傍受部	
T 4	A C K 番号変更部	
T 5	シーケンス番号取得部	
T 6	セッション管理部	
T 7	セッション情報保持手段	
T 8	A C K 番号データベース	
T 9	パケット出力部	
T 1 1	T C P シェーパの機能を持つ中継装置	
T 1 2	T C P シェーパ本体	
4 0 7	サーバ	20
4 0 8	クライアント	
4 0 9	T C P シェーパを搭載した中継装置	
1 0 1	パケット全体	
1 0 2	パケットデータ	
1 0 3	T C P ヘッダ	
1 0 4	T C P データ	
1 1 0	シーケンス番号	
1 1 1	A C K 番号	
1 1 2	ウィンドウサイズ	
1 1 4	発信元ポート番号	30
1 1 5	宛先ポート番号	
2 0 1、2 0 3、2 0 5、2 0 7、2 0 9、2 1 1、2 1 3、2 1 5	サーバ	
2 0 2、2 0 4、2 0 6、2 0 8、2 1 0、2 1 2、2 1 4、2 1 6	クライアント	
5 0 0	I P ヘッダ	
5 0 1	プロトコル番号	
5 0 2	送信元 I P アドレス	
5 0 3	宛先 I P アドレス	

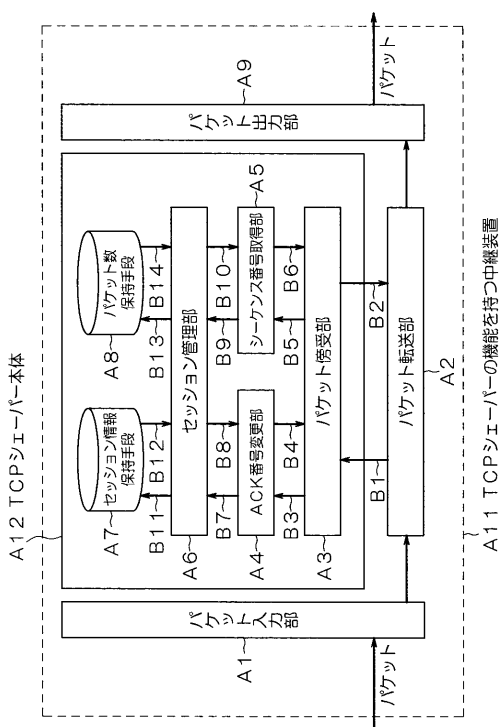
【図 1】



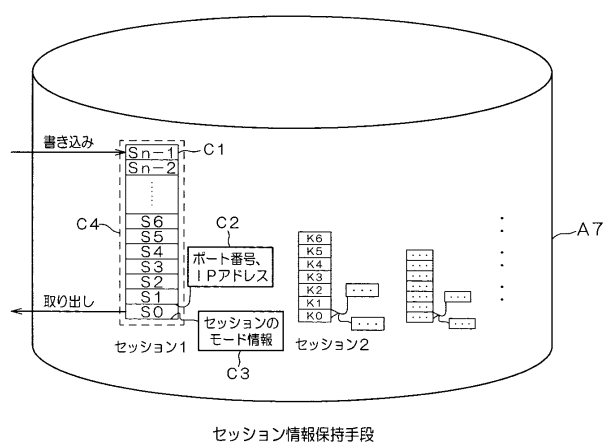
【図 2】



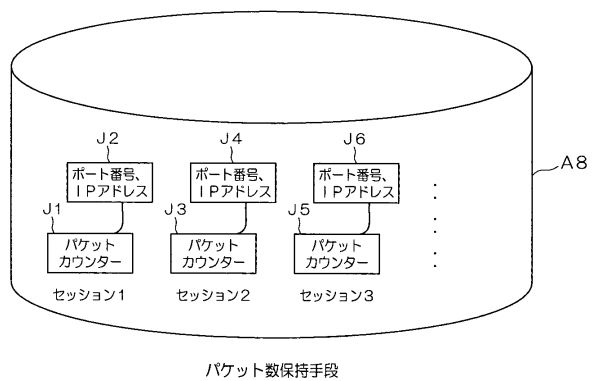
【図 3】



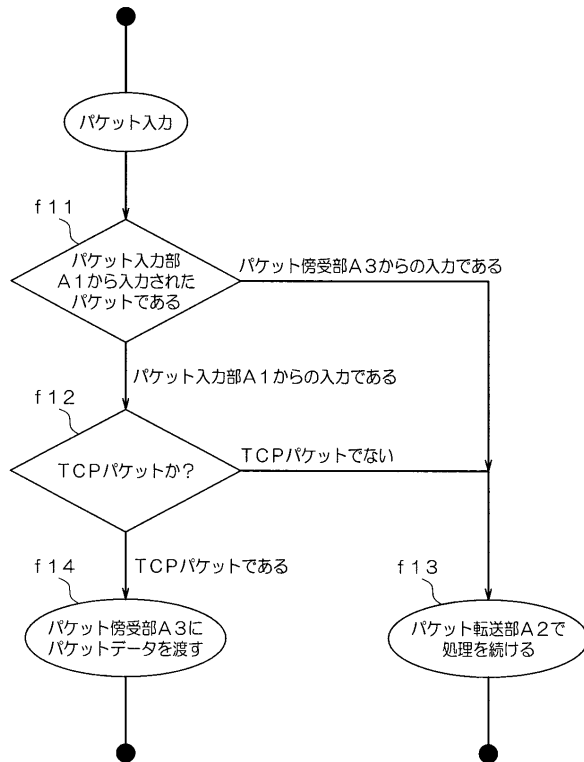
【図 4】



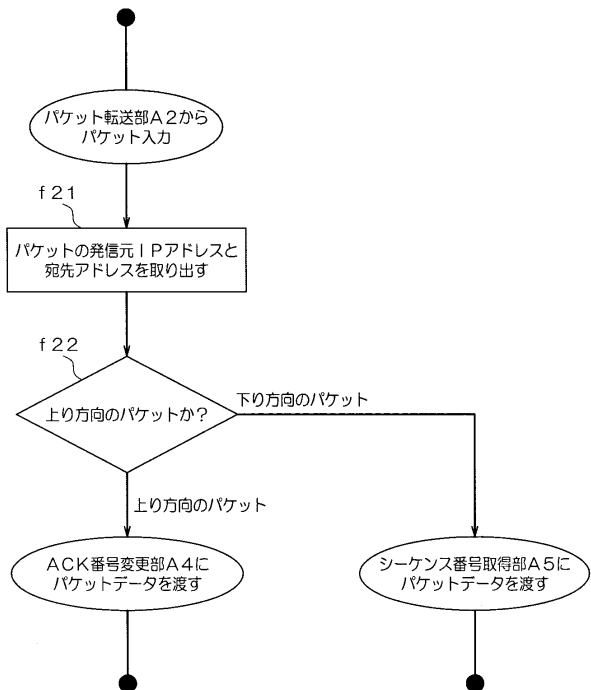
【図 5】



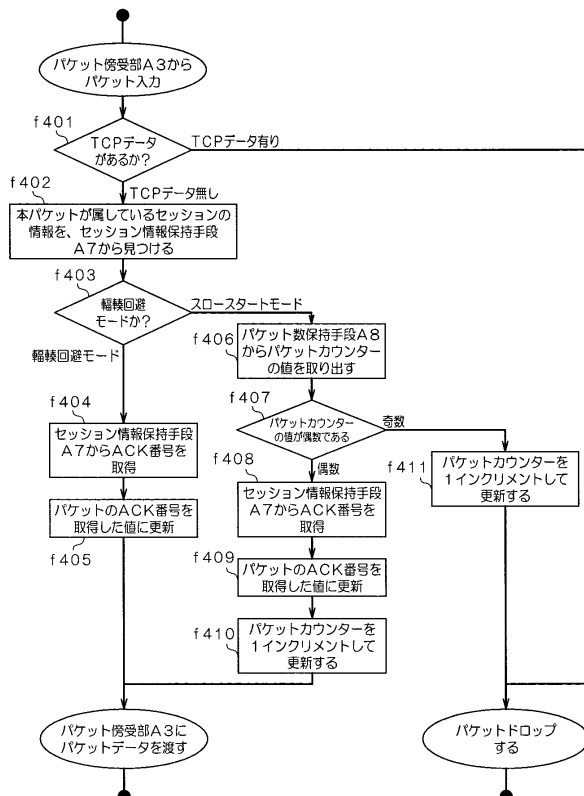
【図 6】



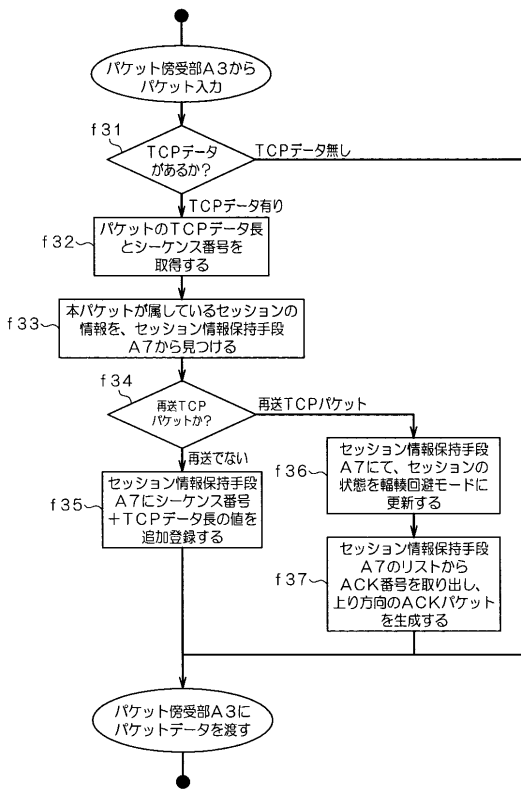
【図 7】



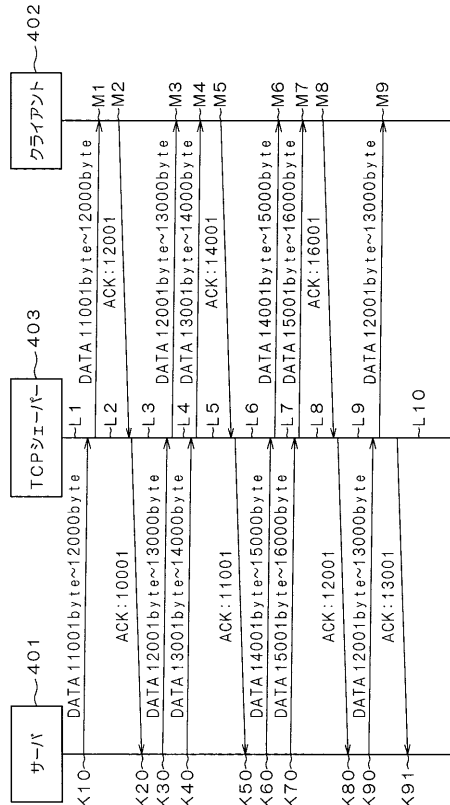
【図 8】



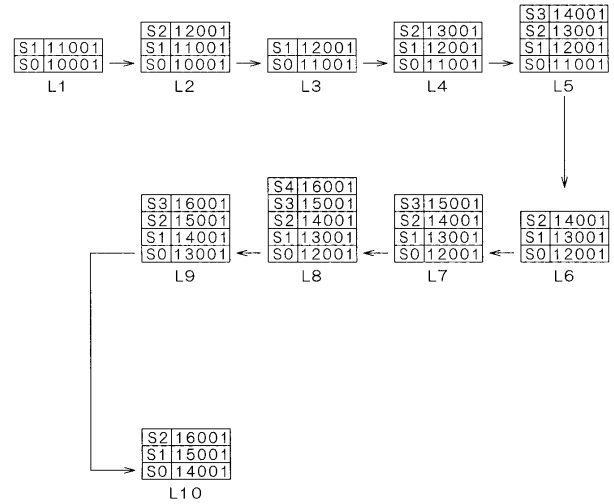
【図 9】



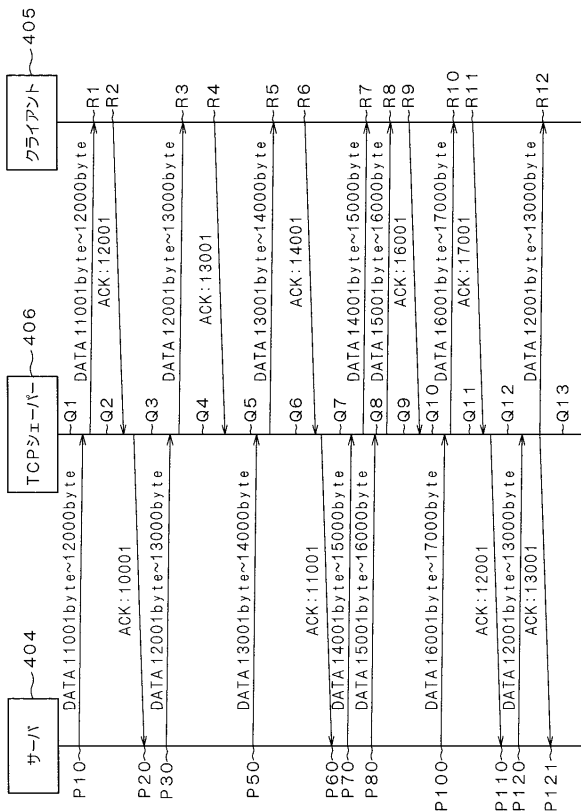
【図 10】



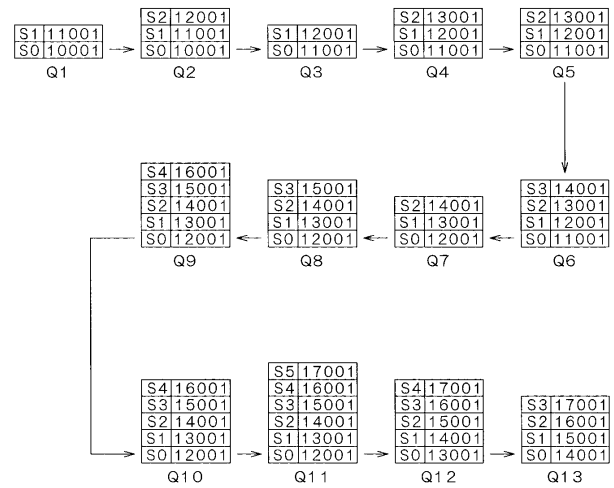
【図 11】



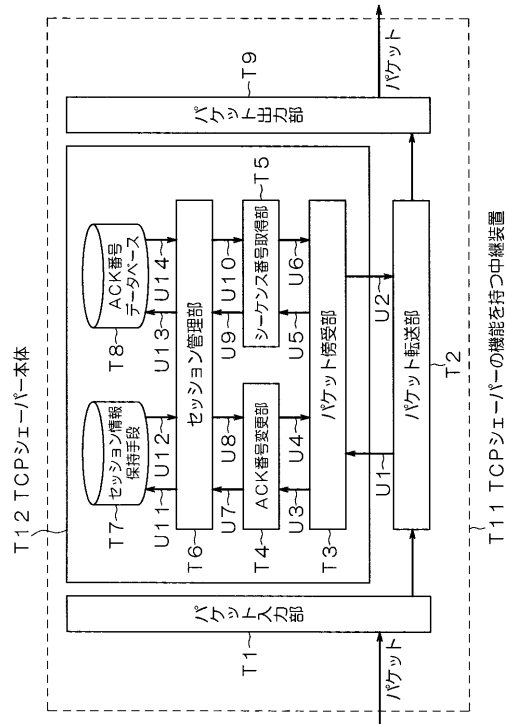
【図 12】



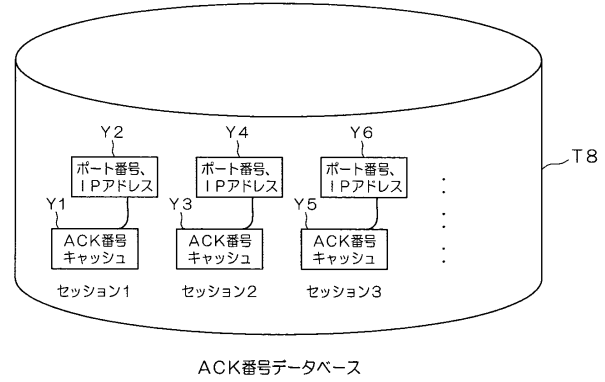
【図 13】



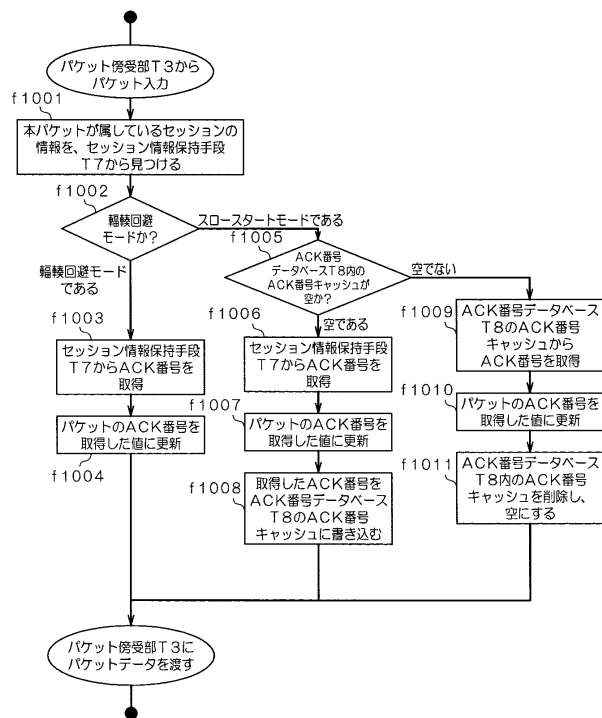
【図 14】



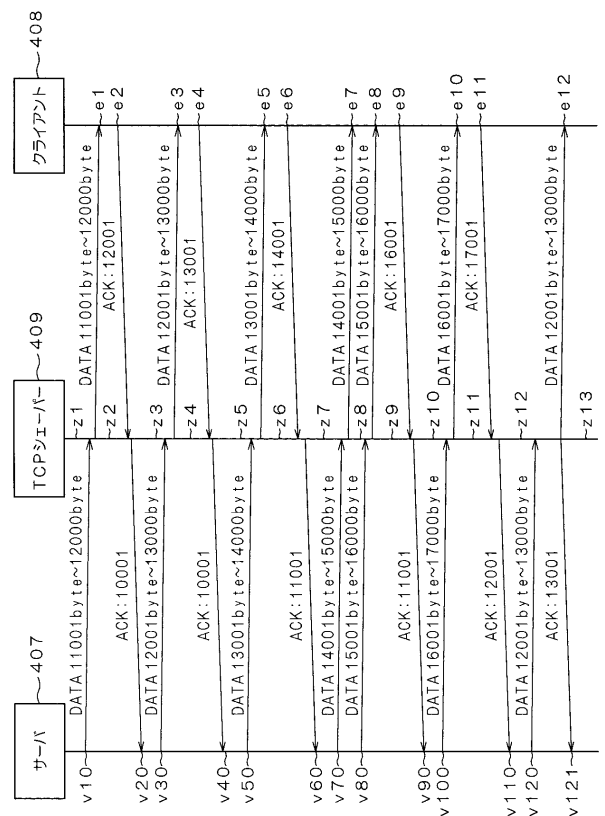
【図 15】



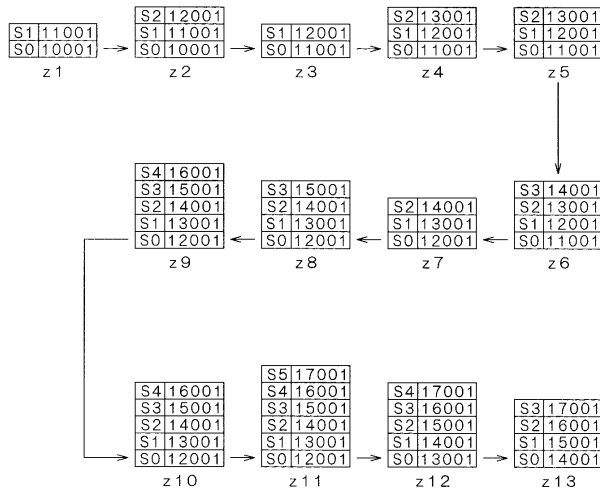
【図 16】



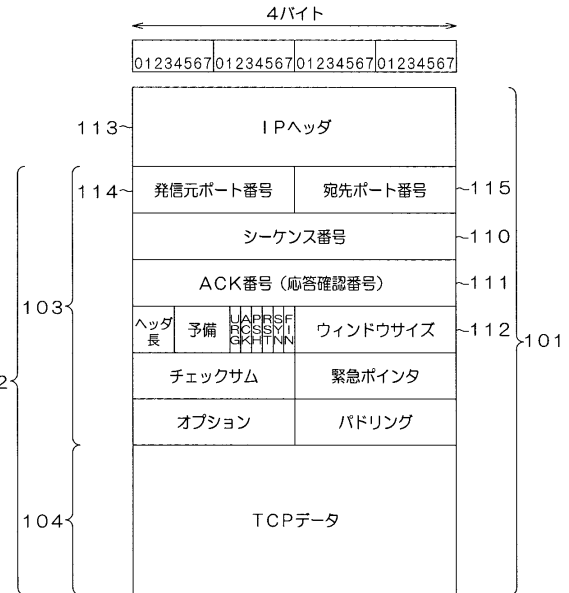
【図 17】



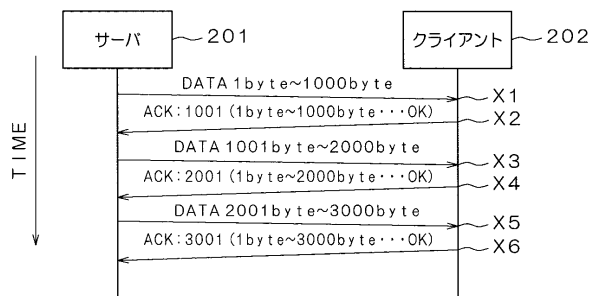
【図 18】



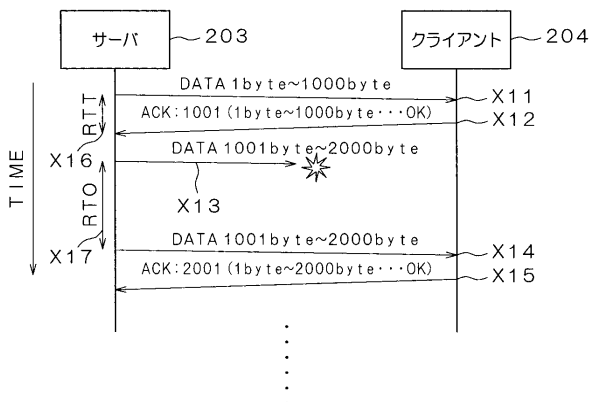
【図 19】



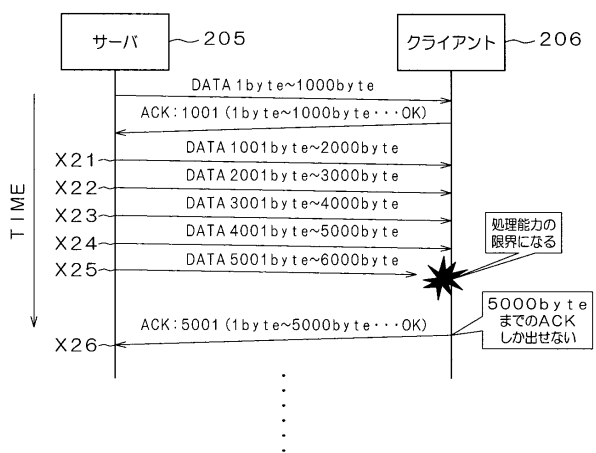
【図 20】



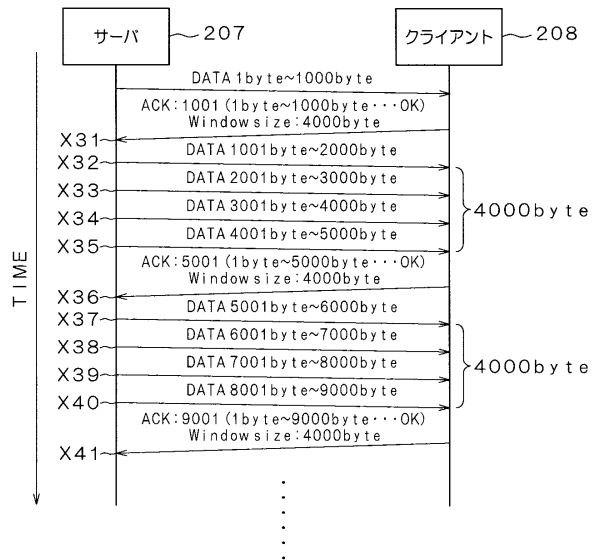
【図 21】



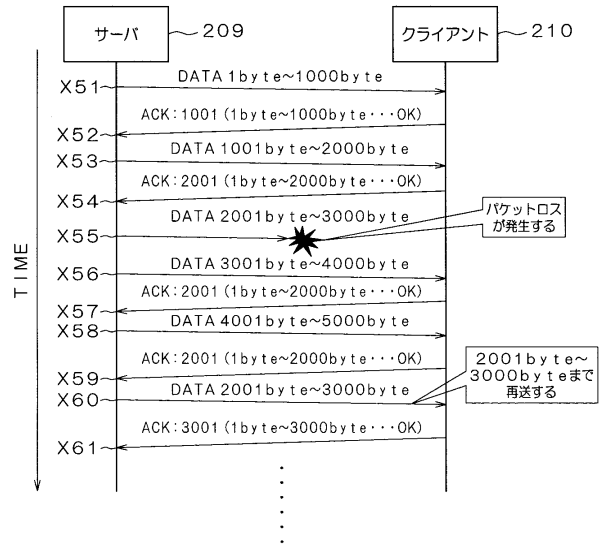
【図 22】



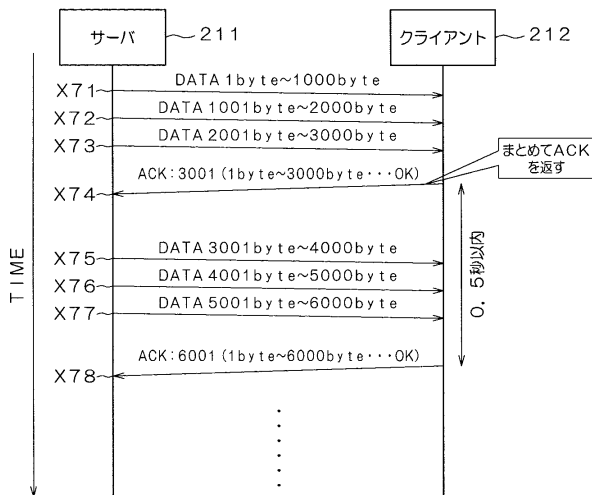
【図 23】



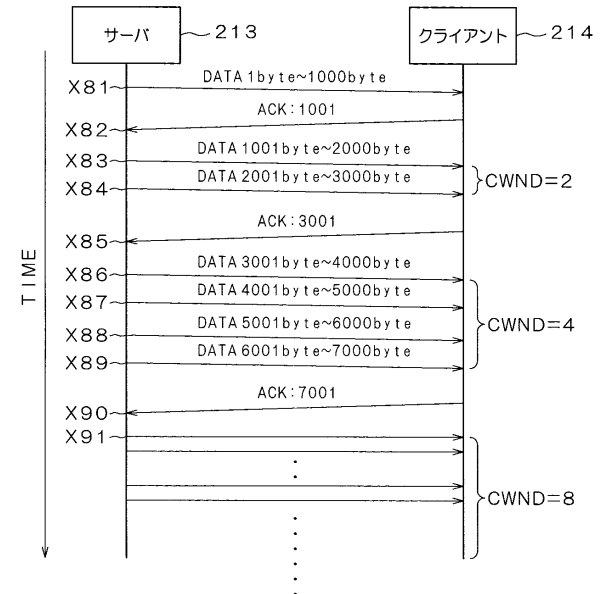
【図 24】



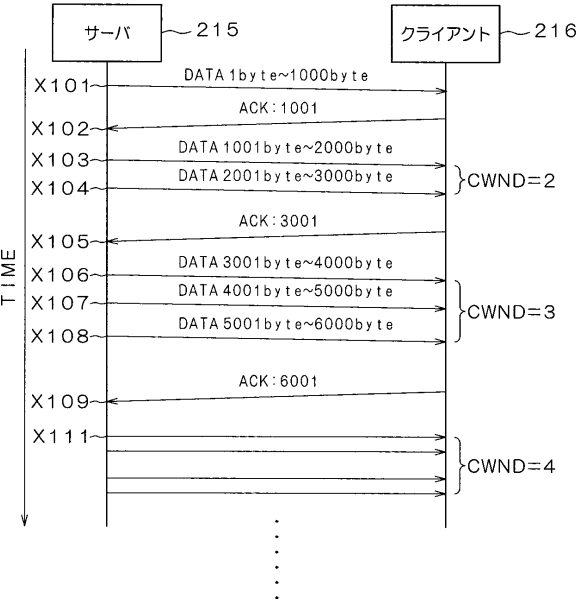
【図 25】



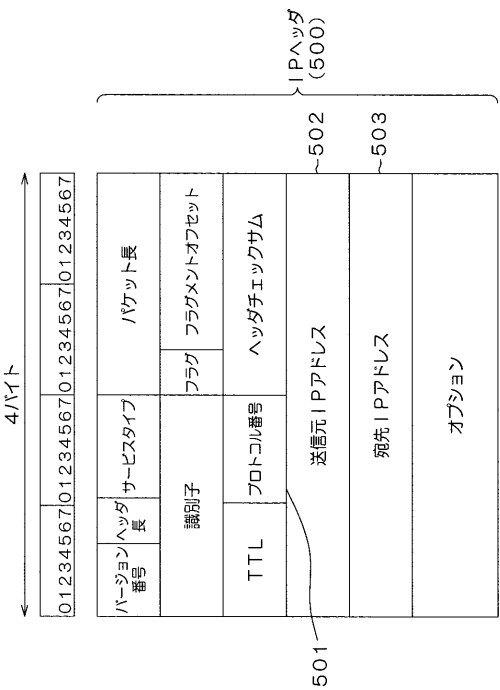
【図 26】



【図 27】



【図 28】



フロントページの続き

(72)発明者 本間 秀樹

福岡県福岡市博多区美野島4丁目1番62号 パナソニックコミュニケーションズ株式会社内

審査官 松崎 孝大

(56)参考文献 特開平2-1665(JP,A)

特開2002-261792(JP,A)

特開2003-78550(JP,A)

特開2005-102340(JP,A)

特開2006-339726(JP,A)

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)

H04L 12/56