

(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.

H04L 12/56 (2006.01)

F 1

H04L 12/56 200Z
H04L 12/56 230Z

請求項の数 6 (全 58 頁)

(21) 出願番号	特願2006-107369 (P2006-107369)	(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
(22) 出願日	平成18年4月10日 (2006.4.10)	(74) 代理人	100109667 弁理士 内藤 浩樹
(65) 公開番号	特開2007-282009 (P2007-282009A)	(74) 代理人	100109151 弁理士 永野 大介
(43) 公開日	平成19年10月25日 (2007.10.25)	(74) 代理人	100120156 弁理士 藤井 兼太郎
審査請求日	平成21年4月7日 (2009.4.7)	(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と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

【0005】

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

【0006】

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に送信することができたということを確認でき、以降TCPセグメントX3を送信する。以上より、サーバ201はクライアント202からACKを受けとることによって、送信したTCPデータが確実にクライアント202に届けられたことを確認できる。

20

【0007】

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RTT（Round Trip Time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

【0008】

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

【0009】

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。

【0010】

そこで「あと何バイト分受信できる」という通知を前記図19におけるTCPヘッダのウインドウサイズ112を使って、図23のTCPセグメントX31およびX36のようにサーバ207へ通知する。これらのようなACKにより、クライアント208でデータを処理しきれずにサーバ207からのTCPセグメントが破棄されてしまうことを回避する。サーバ207側は、クライアント208に対して連続して送信できるTCPセグメントの数を、例えば図19に示されるTCPヘッダ103のウインドウサイズフィールド112を元に把握することができる。図23ではTCPセグメントX31によりクライアント208からサーバ207へ通知されたウインドウサイズ4000バイトに対してX32～X35の各1000バイト、すなわち合計4000バイトがサーバ207からクライアント208に送られ、TCPセグメントX36によりクライアント208からサーバ207へ通知されたウインドウサイズ4000バイトに対してX37～X40の各1000バイト、すなわち合計4000バイトが同じくサーバ207からクライアント208に送られている。
10

【0011】

図24はウイ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TCPの挙動を示す図である。サーバ209がTCPセグメント(1000バイト～2000バイト)を送信しそれをクライアント210が受信完了した場合、クライアント210はそのことを示す番号(ACK 2001)を有するACK X54をサーバ209へ送信するが、その後においてサーバ209からのTCPセグメントX55(2001バイト～3000バイト)でパケットロスが発生した場合におけるTCPの挙動は以下のようになる。クライアント210はACK X54をサーバ209へ送信した後にTCPセグメントX56(3001バイト～4000バイト)やTCPセグメントX58(4001バイト～5000バイト)をサーバ209から受け取ったとしても、TCPセグメントX55(2001バイト～3000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209に対してX54と同じACK(以下この場合のようなACKを「デュプリケイトACK=Duplicate ACK」と呼ぶ)X57、X59をさらに返す。サーバ209側はクライアント210がX53までを受信出来たことを示す番号(ACK 2001)を有する同じACK X54、X57、X59を複数回に渡って受信することにより、TCPセグメントX56(3001バイト～4000バイト)やTCPセグメント X58(4001バイト～5000バイト)をクライアント210へ送信しているにも関わらず、少なくともTCPセグメントX55のパケットロスが途中で発生し、クライアント210がTCPセグメントX55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209側はTCPセグメントX55の再送をX60により行う。
20
30

【0012】

図25はACKの効率的な送信を示す従来例である。クライアント212は、前記図24を用いて示したようなTCPセグメント毎に対応するACKを送信するのではなく、複数のTCPセグメントX71～X73またはX75～X77に対応する確認応答を一つのACK X74またはX78にまとめてサーバ211へ送信する。これによってACKの効率送信ができる。ただしACKは通常0.5秒以内に必ず送信される。
40

【0013】

図26および図27はTCPデータを効率的に送受信する他の従来例である。これはTCPデータの送信側がTCPデータの受信側からのウインドウサイズ(つまりTCPデータの受信側が受け取ったTCP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TCPデータの受信側へのTCPセグメントの送信をおこなうという方式であり、輻輳ウインドウ(Congestion Window、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。

【0014】

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イ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インドウサイズ分のTCPデータ分全てを連續して送信した場合、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出る。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イ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インドウサイズの範囲内でCWNDを増やしていく。

30

【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、例えは今度は加算的にCWNDをクライアントから広告されたウインドウサイズの範囲内で増やしていく。

【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。

40

【0020】

このよう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、このような輻輳ウイ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。

【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) 「WND」。WND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) 「ウインドウサイズ」。ウイ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ある（WND依存）。小さくするとWND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WNDがスロースタートスレッシュホー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のような試みが盛んに行われている。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る可能性がある。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とは、アクセスルータD2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TCPセグメントおよび音声通信パケットを上位の中継装置D6が送信するため、アクセスルータD2による制御は困難である。

【0031】

一般家庭内で行う音声通信以外の通信の大部分はTCP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TCP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イ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6,038,216号明細書

10

【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】

【0032】

しかしながらクライアント端末の中には前記ウイ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イ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TCP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。

20

【0033】

本発明は、このような従来の課題を解決するものであり、ウインドウサイズに依存することなく音声通信以外のTCP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】

【0034】

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ようにしたものである。

30

【発明の効果】

【0035】

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。またウインドウサイズを使ないので、ウイ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。

40

【発明を実施するための最良の形態】

【0036】

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

50

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探る。

【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探る。
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探る。
30

【0041】

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探る。
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

のパケット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。

【0050】

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構成を探る。

10

【0051】

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。

20

【0052】

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探る。

【0053】

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】

【0054】

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「TCPシェーバー」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TCPセグメントを内包するパケットのことをTCPパケットと称す。TCPセグメントおよびACKの定義については前記背景技術にて定義したものと同じである。

30

【0055】

またTCP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IPアドレス・サーバの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および宛先IPアドレスフィールド503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19の114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19の115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

【0056】

（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TCPシェーバーの構成を説明し、図6～図9を用いて基本型TCPシェーバー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TCPシェーバーの動作例について図10および図11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シェーバー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シェーバー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シェーバー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シェーバー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シェーバー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シェーバーを搭載した中継装置303が転送する際、TCPシェーバー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シェーバー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シェーバー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シェーバーの構成を説明する。図3は基本型TCPシェーバーの全体構成の例である。基本型TCPシェーバー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シェーバーを有する中継装置303はこれらに加えてTCPシェーバー本体A12をも有する。

【0062】

TCPシェーバー本体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を介してインターフェトし、インターフェトした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シェーバー本体A12はインターフェトしない。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シェーバー本体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フェトし他

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がインターフェットした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がインターフェットした下り方向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

ACK番号が取り出されたら、その上のアドレスS₁～S_{n-1}に格納されているACK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C₄において、アドレスS₀に登録されているACK番号はその時点で常に最も古い時刻に登録されたACK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ACK番号はその時点のセッションリストC₄が保持しているACK番号の中でもっとも新しい時刻に登録されたACK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A₇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ACK番号が常に取り出されるようになっている。

【0071】

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A₆がセッション情報保持手段A₇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A₇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A₆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A₇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。

【0072】

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C₃）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ACKはそのACK番号（例えば図19における111）が書き換えられた後にWAN側サーバ302へと転送されるが、それ以外の上り方向ACKはWAN側サーバ302へは転送されない。

20

【0073】

本実施の形態1においては以下のようない定のルールにより上り方向ACK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番号を書き換えるものとし、輻輳回避モードにおいては上り方向のTCPパケットのACK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ACK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

【0074】

パケット数保持手段A₈は、上り方向に送信したTCP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A₈の内部構造の例である。各パケットカウンターJ₁、J₃、J₅には、各セッションの上り方向へ転送したTCPパケットの数が格納される。これらのパケットカウンターJ₁、J₃、J₅は、スロースタートモードにおいて、上り方向ACK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。

【0075】

前記セッション情報保持手段A₇と同じくパケットカウンター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A₆がパケット数保持手段A₈に新しいセッションに用いるパケットカウンターを作成しようとした時、もしパケット数保持手段A₈に空いているパケットカウンター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A₆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ーをパケット数保持手段A₈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ーの作成に充てる等のことを行う。

40

【0076】

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TCPセグメントのスループットを抑える。

【0077】

50

これより、図6～図9を用いて基本型TCPシェーバー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A2以外のモジュールにおいてはTCPパケットのみが取り扱われる。

【0078】

図6はパケット転送部A2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A1からのものとパケット傍受部A3からのものとがある。

【0079】

パケット転送部A2はまずステップf11において、入力されたパケットがど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A1からの入力であれば、パケット転送部A2はステップf12の処理を行う。入力されたパケットがパケット傍受部A3からの入力であれば、そのパケットはTCPシェーバー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A2はパケット出力部A9へパケットを渡す。10

【0080】

ステップf12において、パケット転送部A2は入力されたパケットがTCPパケットか否かを判定する。例えば背景技術における図28のIPヘッダ113内のプロトコル番号フィールド501に記載している番号が6であればそのパケットはTCPパケットであると判定できる。その場合、パケット転送部A2はパケット傍受部A3にパケットデータを渡し、TCPシェーバーの処理を開始する。入力されたパケットがTCPパケットでない場合、パケット転送部A2は通常の転送処理と同様にパケット出力部A9へパケットを渡す。20

【0081】

図7はパケット転送部A2からの入力パケットに対するパケット傍受部A3の処理フローの例である。

【0082】

ステップf21において、パケット傍受部A3は入力されたパケットデータから発信元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）および宛先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）を取り出す。次にステップf22において、パケット傍受部A3はステップf21で取り出したパケットの発信元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アドレスから、上り方向のTCPパケットなのか下り方向のTCPパケットなのかを判別する。30

【0083】

入力されたパケットが上り方向の場合、パケット傍受部A3は図3の経路B3を介してパケットデータをACK番号変更部A4に渡し、下り方向の場合は図3の経路B5を介してパケットデータをシーケンス番号取得部A5に渡す。

【0084】

ちなみに、ACK番号変更部A4またはシーケンス番号取得部A5からパケット傍受部A3に入力されたパケットデータに対してパケット傍受部A3は何の処理も行わず、パケット転送部A2にパケットデータを渡す。40

【0085】

図8は上り方向TCPパケットに対するACK番号変更部A4の処理フローの例である。

【0086】

ACK番号変更部A4へ入力されるものはパケット傍受部A3から渡される上り方向のTCPパケットのみである（図3の経路B3）。また、セッション管理部A6との間において、ACK番号変更部A4はTCPパケットそのものではなく、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。

【0087】

ACK番号変更部A4は、ステップf401において、パケット傍受部A3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】

10

20

30

40

50

ステップ f 4 0 8においてACK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ACK番号変更部 A 4が一時的に保持しているTCP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ACK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ACK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、ACK番号変更部 A 4はACK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、ACK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TCPパケットを渡す。10

【0093】

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TCP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との間ににおいて、シーケンス番号取得部 A 5はTCPパケットそのものではなく、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。

【0094】

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。すなわち、TCPデータ有りなのかTCPデータ無しなのかを判定する。TCP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TCP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。TCP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

【0095】

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TCPパケットからTCPデータ（例えば背景技術の図19においてはTCPパケット102の中のTCPデータ104）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

【0096】

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TCP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ACK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TCP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ACK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。

【0097】

ここで最新のACK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TCP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TCP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TCPパケットのシーケンス番号とTCP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。40

【0098】

最新のACK番号（例えば図4のセッション1であればS n - 1）がTCP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シェーバー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シェーバー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シェーバーを搭載した中継装置（以下、「TCPシェーバー中継装置」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シェーバー中継装置403がある。このTCPシェーバー中継装置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シェーバー中継装置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シェーバー中継装置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間の通信経路途中有るTCPシェーバー中継装置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。

10

20

30

40

50

【0103】

f 3 1においてパケットK 1 0はTCPデータを含むので、TCPシェーバー中継装置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TCP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A 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

【0104】

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TCPパケットか否かを例えれば以下のようにして判断する(図9のf 3 4)。

【0105】

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、TCPデータ長=1 0 0 0バイトであるので、TCPシェーバー中継装置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TCP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。20

【0106】

次にTCPシェーバー中継装置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TCP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ACK番号の値1 1 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 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TCP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。30

【0107】

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、TCPシェーバー中継装置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。

【0108】

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ACKとして、ACK番号1 2 0 0 1を持ち、かつTCP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間の通信経路途中有るTCPシェーバー中継装置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、ACK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 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

【0109】

f 4 0 1においてパケットM 2はTCPデータを含まないので、TCPシェーバー中継装置4 0 3のACK番号変更部A 4は、パケットM 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、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・ストップ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シェーバー中継装置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シェーバー中継装置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間の通信経路途中有るTCPシェーバー中継装置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】

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シェーバー中継装置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シェーバー中継装置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4050

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シェーバー中継装置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シェーバー中継装置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シェーバー中継装置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間の通信経路途中有るTCPシェーバー中継装置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・ストップ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シェーバー中継装置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 A C K 番号に上書きする(図 8 の f 4 0 5)。パケット M 5 の A C K 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、T C P シェーパー中継装置 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 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 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 間の通信経路途中有る T C P シェーパー中継装置 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 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 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、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、T C P シェーパー中継装置 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 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 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 A C K 番号の値 1 4 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 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 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 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、T C P シェーパー中継装置 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 T C P 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)、T C P シェーパー中継装置 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 T C P 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 A C K 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 T C P 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 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 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、T C P シェーパー中継装置 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C4は図11に示すように状態L7から状態L8へと遷移する。

【0122】

パケットM6・M7を受信したクライアント402は、前述のパケットM3およびM4の場合と同様にパケットM6、M7を短い間隔で受信したので、パケットM6、M7に対するACKをパケットM8に一つにまとめてサーバ401に送信する。パケットM8は、ACK番号16001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間の通信経路途中有るTCPシェーパー中継装置403が一旦そのパケットM8を受信する。パケットM8は上り方向なので、ACK番号変更部A4は図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M8は前述のACKパケットM2等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)。

【0123】

その後、ACK番号変更部A4は、パケットM8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M8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。

【0124】

f404においてTCPシェーパー中継装置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L8におけるS0に格納された値12001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12001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12001をパケットM8のACK番号に上書きする(図8のf405)。パケットM8のACK番号が書き換えられたパケットK80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シェーパー中継装置403よりサーバ401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L8から状態L9へと遷移する。なお、このときのパケットK80は、サーバ401にとって結果的にパケットK10に対するACKとなっている。

【0125】

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・K30・K40・K60・K70のうちパケットK10に対するACKは返信されてきているが、残りの送信パケットK30・K40・K60・K70に対するACK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ACKパケットK80を受信したサーバ401はパケットK30に対するACK(ACK番号13001を持つパケット)をクライアント402から受け取っていないために、サーバ401においてパケットK30に対するRTOがオーバーしたものとする。

【0126】

そこでサーバ401はパケットK30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402に対してパケットK30と同様の内容を持つパケットK90を再送する。その途中でサーバ401とクライアント402間の通信経路途中有るTCPシェーパー中継装置403が一旦そのパケットK90を受信する。パケットK90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

。

【0127】

すなわちまずパケットK90は前述のパケットK10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K90が再送TCPパケットか否かを例えれば以下のように

して判断する(図9のf34)。

【0128】

図10においてパケットK90はシーケンス番号=12001、TCPデータ長=1000バイトであるので、TCPシェーバー中継装置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K90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シェーバー中継装置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L9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K90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、しかしもともと輻輳回避モードであるためモード情報C3の値は変化しない)。

【0129】

サーバ401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402へ再送のみ行い、新たなTCPデータをクライアント402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401を輻輳状態からなるべく早く復帰させるために、TCPシェーバー中継装置403は例えばサーバ401へのACKを生成し、送信する。

【0130】

すなわちTCPシェーバー中継装置403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、サーバ401を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K91を生成し、パケット傍受部A3へ渡す。

【0131】

その次に、TCPシェーバー中継装置403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K91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L9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に移る。)、その値13001をパケットK91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K91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シェーバー中継装置403よりサーバ401へと送信される。

【0132】

その後、TCPシェーバー中継装置403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K90をパケットM9としてパケット傍受部A3へ渡す(図9のf38)。パケットM9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、T

CP シェーパー中継装置 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 は状態 L9 から状態 L10 へと遷移する。

【0133】

次に、図 12・図 13 を用いてスロースタートモード時の基本型 TCP シェーパーの動作例について述べる。図 12 はサーバ 404・クライアント 405・TCP シェーパー中継装置 406 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 404・クライアント 405 間の通信経路途中には TCP シェーパー中継装置 406 がある。この TCP シェーパー中継装置 406 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 シェーパー中継装置 406 がサーバ 404・クライアント 405 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 404 はクライアント 405 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 (P10, P30, P50, P70, P80, P100, P120) を送信する。クライアント 405 はサーバ 404 に対し TCP データを含まないパケット (R2, R4, R6, R9, R11)、つまりサーバ 404 から送信された TCP データを含むパケット (P10, P30, P50, P70, P80, P100) に対する ACK を送信する。
10

【0134】

図 13 は、図 12 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 シェーパー中継装置 406 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 13 の状態 Q1 から開始され、値 11001 と値 10001 がそれぞれ状態 Q1 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 12・図 13 の通信はスロースタートモードなので、状態 Q1 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。さらにパケット数保持手段 A8 内のセッション 1 のパケットカウンター J1 には偶数の値が格納されているものとする。サーバ 404 がスロースタートモードの場合、TCP シェーパー中継装置 406 は、このパケット数保持手段 A8 内のパケットカウンター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 シェーパー中継装置 406 はスロースタートモードにおけるサーバ 404 からクライアント 405 への通信帯域の急激な増大を抑えることが出来る。
20

【0135】

最初に、サーバ 404 がパケット P10 を、クライアント 405 に対して送信する。次に、サーバ 404・クライアント 405 間の通信経路途中にある TCP シェーパー中継装置 406 はパケット P10 を受信する。パケット P10 は下り方向なので、シーケンス番号取得部 A5 は前述の輻輳回避モードにおける基本型 TCP シェーパーの動作例の場合と同様に、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

【0136】

パケット P10 は前述の輻輳回避モードにおける基本型 TCP シェーパーの動作例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 P10 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）。

【0137】

図 12 においてパケット P10 はシーケンス番号 = 11001、TCP データ長 = 1000 バイトであるので、TCP シェーパー中継装置 406 のシーケンス番号取得部 A5 は
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シェーバー中継装置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シェーバー中継装置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間の通信経路途中有るTCPシェーバー中継装置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シェーバー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シェーバーの動作例の場合と同じく、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シェーバー中継装置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シェーバー中継装置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 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 4 へ渡す処理を実行する。つまり、TCP シェーパー中継装置 4 0 6 の ACK 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 ACK 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 ACK 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 ACK 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、TCP シェーパー中継装置 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。
10

【 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 ACK 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 間の通信経路途中有る TCP シェーパー中継装置 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 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。
20

【 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 の場合と同じにして、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 A 5 はパケット P 3 0 が再送 TCP 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 、 TCP データ長 = 1 0 0 0 バイトであるので、TCP シェーパー中継装置 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 TCP 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 TCP シェーパー中継装置 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 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 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 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 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 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、TCP シェーパー中継装置 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。
40

【 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 ACK として、ACK 番号 1 3 0 0 1 を持ち、かつ TCP データを含まないパケット R 4 をサーバ 4 0 4 に送信
50

する。その途中でサーバ404とクライアント405間の通信経路途にあるTCPシェーパー中継装置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シェーパー中継装置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シェーパー中継装置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間の通信経路途にあるTCPシェーパー中継装置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シェーパー中継装置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P50をパケットR5としてパケット傍受部A3へ渡す(図9のf38)。パケットR5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シェーバー中継装置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Q5から状態Q6へと遷移する。

【0151】

パケットR5を受信したクライアント405は、パケットR5のACKとして、ACK番号14001を持ち、かつTCPデータを含まないパケットR6をサーバ404に送信する。その途中でサーバ404とクライアント405間の通信経路途中有るTCPシェーバー中継装置406が一旦そのパケットR6を受信する。パケットR6は上り方向なので、ACK番号変更部A4は図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R6は前述のパケットR2等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)。

【0152】

その後、ACK番号変更部A4は、パケットR6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R6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。

【0153】

f406においてTCPシェーバー中継装置406のACK番号変更部A4は、前述のパケットR2等の場合と同様にして、パケットR6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。

【0154】

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番号変更部A4はクライアント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へ渡す処理を実行する。つまり、TCPシェーバー中継装置406のACK番号変更部A4は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Q6におけるS0に格納された値11001を取得し(図8のf408)。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に格納された値がS2に移る。)、その値11001をパケットR6のACK番号に上書きし(図8のf409)、パケットカウンタJ1の値を1インクリメントして更新する(図8のf410)。その結果、パケットカウンタJ1の値は奇数になる。)。パケットR6のACK番号が書き換えられたパケットP60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シェーバー中継装置406よりサーバ404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Q6から状態Q7へと遷移する。

【0155】

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・P30・P50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P60を受信したサーバ404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P70・P80を連続してクライアント405に送信ものとする。その途中でサーバ404・クライアント405間の

10

20

30

40

50

通信経路途中有るTCPシェーバー中継装置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シェーバー中継装置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シェーバー中継装置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シェーバー中継装置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シェーバー中継装置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間の通信経路途中有るTCPシェーバー中継装置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シェーバー中継装置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シェーバー中継装置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間の通信経路途中有るTCPシェーバー中継装置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シェーバー中継装置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シェーバー中継装置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R10を受信したクライアント405は、パケットR10のACKとして、ACK番号17001を持ち、かつTCPデータを含まないパケットR11をサーバ404に送信する。その途中でサーバ404とクライアント405間の通信経路途中有るTCPシェーパー中継装置406が一旦そのパケットR11を受信する。パケットR11は上り方向なので、ACK番号変更部A4は図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R11は前述のACKパケットR2等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

【0165】

その後、ACK番号変更部A4は、パケットR11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R11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。

【0166】

f406においてTCPシェーパー中継装置406のACK番号変更部A4は、前述のACKパケットR2等の場合と同様にして、パケットR11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

【0167】

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番号変更部A4はクライアント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へ渡す処理を実行する。つまり、TCPシェーパー中継装置406のACK番号変更部A4は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Q11におけるS0に格納された値12001を取得し(図8のf408)。その結果、セッションリストC4のS0の値12001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に移り、S5に格納された値がS4に移る。)、その値12001をパケットR11のACK番号に上書きし(図8のf409)、パケットカウンタJ1の値を1インクリメントして更新する(図8のf410)。その結果、パケットカウンタJ1の値は奇数になる。)。パケットR11のACK番号が書き換えられたパケットP110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シェーパー中継装置406より404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Q11から状態Q12へと遷移する。なお、このときのパケットP110は、サーバ404にとって結果的にパケットP10に対するACKとなっている。
30

【0168】

この時点においてサーバ404にとって既にクライアント405へ送信したパケットP10・P30・P50・P70・P80・P100のうちパケットP10に対するACKは返信されてきているが、残りの送信パケットP30・P50・P70・P80・P100に対するACK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ACKパケットP110を受信したサーバ404はパケットP30に対するACK(ACK番号13001を持つパケット)をクライアント405から受け取っていないために、サーバ404においてパケットP30に対するRTOがオーバーしたものとする。
40

【0169】

そこでサーバ404はパケットP30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間の通信経路途にあるTCPシェーパー中継装置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等の場合と同じにして、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シェーパー中継装置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シェーパー中継装置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シェーパー中継装置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シェーパー中継装置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シェーパー中継装置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シェーパー中継装置406

10

20

30

40

50

よりサーバ404へと送信される。

【0175】

その後、TCPシェーバー中継装置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シェーバー中継装置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。またウインドウサイズを使わないので、ウ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。10

【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シェーバーの構成を説明し、更に図16を用いて拡張版TCPシェーバー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シェーバー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シェーバー中継装置406によってドロップされ、サーバへ中継されない。30

【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シェーバー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。40

【 0 1 8 0 】

図14・図15を用いて拡張版TCPシェーバーの構成を説明する。図14は拡張版TCPシェーバーの全体構成の例である。拡張版TCPシェーバーT12は実施の形態1と同じく、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。

【 0 1 8 1 】

通常の中継装置は図14のパケット入力部T1、パケット転送部T2、パケット出力部T9のみを有するが、拡張版TCPシェーバーを有する中継装置303はこれらに加えてTCPシェーバー本体T12を有する。TCPシェーバー本体T12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T1、パケット転送部T2、パケット出力部T9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A1、パケット転送部A2、パケット出力部A9の処理と同じである。

【 0 1 8 3 】

またTCPシェーバー本体T12内のパケット傍受部T3・ACK番号変更部T4・シーケンス番号取得部T5・セッション情報保持手段T7は、実施の形態1におけるパケット傍受部A3・ACK番号変更部A4・シーケンス番号取得部A5・セッション情報保持手段A7と同じ動作をする。

【 0 1 8 4 】

ACK番号データベースT8は、上り方向に送信すべきTCPパケットのACK番号を一時的に保持する。図15はACK番号データベースT8の内部構造の例である。各ACK番号キャッシュY1、Y3、Y5には、各セッションの上り方向へ転送したTCPパケットのACK番号の値が格納される。これらのACK番号キャッシュY1、Y3、Y5は、スロースタートモードにおいて、上り方向ACK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T7と同じくACK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T6がACK番号データベースT8にあてているACK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T6は最も長時間にわたり更新されていないACK番号キャッシュをACK番号データベースT8から削除して新しいセッションに用いるACK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T6は、ACK番号変更部T4またはシーケンス番号取得部T5と、セッション情報保持手段T7またはACK番号データベースT8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が、本実施の形態2ではパケット数保持手段A8の代わりにACK番号データベースT8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T7またはACK番号データベースT8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T6はさらに、セッション情報保持手段T7またはACK番号データベースT8と受け渡しする各種データが、セッション情報保持手段T7またはACK番号データベースT8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T4またはシーケンス番号取得部T5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T7またはACK番号データベースT8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 】

10

20

30

40

50

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 としたものと同じである。以下では図 4 を、A 7 を T 7 としたものとして扱う。

【 0 1 8 7 】

本実施の形態 2 においては以下のようない定のルールにより上り方向 ACK 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 TCP パケットの ACK 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 TCP パケットの ACK 番号はそれ以前に送った TCP パケットの ACK 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 TCP パケットの ACK 番号を書き換え、新しい時間に送信する上り TCP パケットの ACK 番号はそれ以前に送られた TCP パケットの ACK 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 TCP パケットは必ず、その前後どちらかの上り TCP パケットと同じ値を取り、その ACK 番号は 2 つの上り TCP パケット毎に増加する。10

【 0 1 8 8 】

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 TCP セグメントのスループットを抑える。

【 0 1 8 9 】

これより、拡張版 TCP シェーバー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 TCP パケットのみが取り扱われる。20

【 0 1 9 0 】

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 としたものとして扱う。

【 0 1 9 1 】

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 、ACK 番号変更部 A 4 の代わりに ACK 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 、ACK 番号変更部 A 4 を ACK 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 にしたものとして扱う。30

【 0 1 9 2 】

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

【 0 1 9 3 】

ACK 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 TCP 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 との間ににおいて、ACK 番号変更部 T 4 は TCP 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 ACK 番号変更部 A 4 では TCP 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 TCP データ有りパケットと TCP データ無しパケットを同等に扱う。40

【 0 1 9 4 】

ACK 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、ACK 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。

【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。

【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。

【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シェーパーの動作例を説明する。輻輳回避モード時の拡張版TCPシェーパーの動作は、実施の形態1で示した基本型TCPシェーパーと同じである。

【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シェーパーの動作例に

10

20

30

40

50

について述べる。図17はサーバ407・クライアント408・TCPシェーバーを搭載した中継装置（以下、「TCPシェーバー中継装置」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シェーバー中継装置409がある。このTCPシェーバー中継装置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シェーバー中継装置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シェーバー中継装置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Y1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シェーバー中継装置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シェーバー中継装置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間の通信経路途にあるTCPシェーバー中継装置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シェーバー中継装置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。

10

20

30

40

50

【0204】

その後、シーケンス番号取得部T5はパケットv10が再送TCPパケットか否かを例えれば以下のようにして判断する(図9のf34)。

【0205】

図17においてパケットv10はシーケンス番号=11001、TCPデータ長=1000バイトであるので、TCPシェーバー中継装置409のシーケンス番号取得部T5は図9の処理フローf32において取得したパケットv10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。

【0206】

次にTCPシェーバー中継装置409のシーケンス番号取得部T5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T7のセッションリストC4の状態z1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T5はパケットv10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T7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T5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T7のセッションリストC4のS2に格納する。

【0207】

その後、シーケンス番号取得部T5はパケットv10をパケットe1としてパケット傍受部T3へ渡す(図9のf38)。パケットe1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シェーバー中継装置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z1から状態z2へと遷移する。

【0208】

パケットe1を受信したクライアント408は、パケットe1のACKとして、ACK番号12001を持つパケットe2をサーバ407へ送信する。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シェーバー中継装置409が一旦そのパケットe2を受信する。パケットe2は上り方向なので、ACK番号変更部T4は図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。

【0209】

f1001においてTCPシェーバー中継装置409のACK番号変更部T4は、パケットe2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e2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e2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e2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。

【0210】

その後、ACK番号変更部T4は、パケットe2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T7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16のf1002)。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T4はパケットe2に対し、図16に示すf1005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。

【0211】

すなわちf1005においてTCPシェーバー中継装置409のACK番号変更部T4

10

20

30

40

50

は、パケットe2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e2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e2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e2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z2の時ACK番号キャッシュY1は空なので、TCPシェーバー中継装置409は続いてf1006の処理を行う。

【0212】

10

f1006においてACK番号変更部T4はクライアント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へ渡す処理を実行する。つまり、TCPシェーバー中継装置409のACK番号変更部T4はセッション情報保持手段T7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z2におけるS0に格納された値10001を取得し（図16のf1006）。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e2のACK番号に上書きし（図16のf1007）、先のf1006で取得したACK番号をACK番号キャッシュY1書きこむ（図16のf1008。その結果、ACK番号キャッシュY1は空でなくなる）。パケットe2のACK番号が書き換えられたパケットv20はパケット傍受部T3へと渡され（図16のf1012）、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シェーバー中継装置409よりサーバ407に転送される。このとき、セッションリストC4は図18に示すように状態z2から状態z3へと遷移する。

20

【0213】

この時点においてサーバ407にとっては既にクライアント408へ送信したパケットv10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v20を受信したサーバ407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v30を、クライアント408に送信するものとする。その途中でサーバ407・クライアント408間の通信経路途中有るTCPシェーバー中継装置409が一旦そのパケットv30を受信する。パケットv30は下り方向なので、シーケンス番号取得部T5は前述のパケットv10の場合と同様に、再び図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。

30

【0214】

すなわちパケットv30は前述のパケットv10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T5はパケットv30が再送TCPパケットか否かを、前述のパケットv10の場合と同様に以下のようにして判断する（図9のf34）。

40

【0215】

図17においてパケットv30はシーケンス番号 = 12001、TCPデータ長 = 1000バイトであるので、TCPシェーバー中継装置409のシーケンス番号取得部T5は図9の処理フローf32において取得したパケットv30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シェーバー中継装置409のシーケンス番号取得部T5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T7のセッションリストC4の状態z3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

50

した値 13001 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 v30 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 T5 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 T7 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 T5 はパケット v30 をパケット e3 としてパケット傍受部 T3 へ渡す（図 9 の f38）。パケット e3 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 シェーバー中継装置 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 z3 から状態 z4 へと遷移する。

【0216】

10

パケット e3 を受信したクライアント 408 は、パケット e3 の ACK として、ACK 番号 13001 を持つパケット e4 をサーバ 407 に送信する。その途中でサーバ 407 とクライアント 408 間の通信経路途中有る TCP シェーバー中継装置 409 が一旦そのパケット e4 を受信する。パケット e4 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 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。すなわちパケット e4 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 e4 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 e4 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。

20

【0217】

すなわち f1005において TCP シェーバー中継装置 409 の ACK 番号変更部 T4 は、パケット e4 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 e4 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 e4 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 e4 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 z4 の時 ACK 番号キャッシュ Y1 は空でないので、TCP シェーバー中継装置 409 は続いて f1009 の処理を行う。

30

【0218】

f1009において ACK 番号変更部 T4 はクライアント 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 へ渡す処理を実行する。つまり、TCP シェーバー中継装置 409 の ACK 番号変更部 T4 は ACK 番号データベース T8 の ACK 番号キャッシュ Y1 に格納されている値 10001 を取得し（図 16 の f1009）、その値 10001 をパケット e4 の ACK 番号に上書きし（図 16 の f1010）、ACK 番号キャッシュ Y1 に格納されている値 10001 を削除する（図 16 の f1011）。その結果、ACK 番号キャッシュ Y1 は空になる。）。パケット e4 の ACK 番号が書き換えられたパケット v40 はパケット傍受部 T3 へと渡され（図 16 の f1012）、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 シェーバー中継装置 409 よりサーバ 407 に転送へと転送される。このとき、セッションリスト C4 は図 18 に示すように状態 z4 から状態 z5 へと遷移する。

40

【0219】

この時点においてサーバ 407 にとっては既にクライアント 408 へ送信したパケット v10 および v30 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 2 におけるサーバ 407 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

50

たパケットv50を、クライアント408に送信するものとする。その途中でサーバ407・クライアント408間の通信経路途にあるTCPシェーバー中継装置409が一旦そのパケットv50を受信する。パケットv50は下り方向なので、シーケンス番号取得部T5は前述のパケットv10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。

【0220】

すなわちまずパケットv50は前述のパケットv10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シェーバー中継装置409のシーケンス番号取得部T5は、パケットv50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T7のセッションリストC4の状態z5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T5はパケットv50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T5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v50をパケットe5としてパケット傍受部T3へ渡す(図9のf38)。パケットe5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シェーバー中継装置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z5から状態z6へと遷移する。

【0221】

パケットe5を受信したクライアント408は、パケットe5のACKとして、ACK番号14001を持つパケットe6をサーバ407へ送信する。その途中でサーバ407とクライアント408間の通信経路途にあるTCPシェーバー中継装置409が一旦そのパケットe6を受信する。パケットe6は上り方向なので、ACK番号変更部T4はパケットe2と同じく、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。

【0222】

f1001においてTCPシェーバー中継装置409のACK番号変更部T4は、パケットe6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e6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e6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e6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。

【0223】

その後、ACK番号変更部T4は、パケットe6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T7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16のf1002)。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T4はパケットe6に対し、図16に示すf1005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。

【0224】

10

20

30

40

50

すなわち f 1 0 0 5においてTCPシェーバー中継装置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 6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 6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 6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 6の時ACK番号キャッシュY 1は空なので、TCPシェーバー中継装置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シェーバー中継装置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 6におけるS 0に格納された値1 1 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 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 6のACK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シェーバー中継装置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 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ACK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間の通信経路途にあるTCPシェーバー中継装置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。

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、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シェーバー中継装置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ACK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T 5はパケットv 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T 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

40

50

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 7 0 をパケット e 7 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 7 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 シェーバー中継装置 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 7 から状態 z 8 へと遷移する。

【0228】

パケット v 8 0 についても前述のパケット v 7 0 の場合と同様な処理が行われる。すなわち、パケット v 8 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 シェーバー中継装置 4 0 9 のシーケンス番号取得部 T 5 は、パケット v 8 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 T 7 のセッションリスト C 4 の状態 z 8 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 T 5 はパケット v 8 0 が再送 TCP パケットではないと判断し、パケット v 8 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 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 4 に格納する(図 9 の f 3 5)。その後、シーケンス番号取得部 T 5 はパケット v 8 0 をパケット e 8 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 8 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 シェーバー中継装置 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 8 から状態 z 9 へと遷移する。

【0229】

パケット e 7 ・ e 8 を受信したクライアント 4 0 8 は、このようにパケット e 7 、 e 8 を短い間隔で受信した場合には、パケット e 7 、 e 8 に対して一つの ACK にまとめて、ACK 番号 1 6 0 0 1 を持つパケット e 9 をサーバ 4 0 7 に送信するものとする。その途中でサーバ 4 0 7 とクライアント 4 0 8 間の通信経路途中有る TCP シェーバー中継装置 4 0 9 が一旦そのパケット e 9 を受信する。パケット e 9 は上り方向なので、ACK 番号変更部 T 4 は前述の ACK パケット e 2 等の場合と同様に、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 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。

【0230】

すなわちパケット e 9 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 9 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、ACK 番号変更部 T 4 はパケット e 9 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。

【0231】

すなわち f 1 0 0 5 において TCP シェーバー中継装置 4 0 9 の ACK 番号変更部 T 4 は、パケット e 9 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、ACK 番号データベース T 8 に保持されているパケット e 9 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 9 の IP アドレス情報およびポート番号情報が図 1 5 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 9 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 9 の時 ACK 番号キャッシュ Y 1 は空でないので、TCP シェーバー中継装置 4 0 9 は続いて f 1 0 0 9 の処理を行う。

10

20

30

40

50

【0232】

f1009においてACK番号変更部T4はクライアント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へ渡す処理を実行する。つまり、TCPシェーバー中継装置409のACK番号変更部T4はACK番号データベースT8のACK番号キャッシュY1に格納されている値11001を取得し(図16のf1009)、その値11001をパケットe9のACK番号に上書きし(図16のf1010)、ACK番号キャッシュY1に格納されている値11001を削除する(図16のf1011)。その結果、ACK番号キャッシュY1は空になる。)。パケットe9のACK番号が書き換えられたパケットv90はパケット傍受部T3へと渡され(図16のf1012)、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シェーバー中継装置409よりサーバ407に転送へと転送される。このとき、セッションリストC4は図18に示すように状態z9から状態z10へと遷移する。

【0233】

この時点においてもサーバ407にとっては既にクライアント408へ送信したパケットv10・v30・v50・v70・v80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2におけるサーバ407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v100を、クライアント408に送信するものとする。その途中でサーバ407・クライアント408間の通信経路途中有るTCPシェーバー中継装置409が一旦そのパケットv100を受信する。パケットv100は下り方向なので、シーケンス番号取得部T5は前述のパケットv10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。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。

【0234】

すなわちまずパケットv100は前述のパケットv10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シェーバー中継装置409のシーケンス番号取得部T5は、パケットv100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T7のセッションリストC4の状態z10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T5はパケットv100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T5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T7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T5はパケットv100をパケットe10としてパケット傍受部T3へ渡す(図9のf38)。パケットe10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シェーバー中継装置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z10から状態z11へと遷移する。

【0235】

パケットe10を受信したクライアント408は、パケットe10のACKとして、ACK番号17001を持つパケットe11をサーバ407に送信する。その途中でサーバ407とクライアント408間の通信経路途中有るTCPシェーバー中継装置409が一旦そのパケットe11を受信する。パケットe11は上り方向なので、ACK番号変更部T4は図8に示すf401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へ渡すかあるいはサーバ407に対するACKパケットをドロップすることによりサーバ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。すなわちパケットe11は

前述のACKパケットe2等の場合と同様にして、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。

【0236】

f1001においてTCPシェーバー中継装置409のACK番号変更部T4は、パケットe11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e11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e11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e11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。10

【0237】

その後、ACK番号変更部T4は、パケットe11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T7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16のf1002）。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T4はパケットe11に対し、図16に示すf1005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

【0238】

すなわちf1005においてTCPシェーバー中継装置409のACK番号変更部T4は、パケットe11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e11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e11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e11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z11の時ACK番号キャッシュY1は空なので、TCPシェーバー中継装置409はパケットe2の処理と同じく、f1006の処理を行う。30

【0239】

f1006においてACK番号変更部T4はクライアント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へ渡す処理を実行する。つまり、TCPシェーバー中継装置409のACK番号変更部T4はセッション情報保持手段T7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z11におけるS0に格納された値12001を取得し（図16のf1006）。その結果、セッションリストC4のS0の値12001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に移り、S5に格納された値がS4に移る）、その値12001をパケットe11のACK番号に上書きし（図16のf1007）、先のf1006で取得したACK番号をACK番号キャッシュY1書きこむ（図16のf1008）。その結果、ACK番号キャッシュY1は空でなくなる。）。パケットe11のACK番号が書き換えられたパケットv110はパケット傍受部T3へと渡され（図16のf1012）、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シェーバー中継装置409よりサーバ407に転送へと転送される。このとき、セッションリストC4は図18に示すように状態z11から状態z12へと遷移する。なお、このときのパケットv110は、サーバ407にとって結果的にパケットv10に対するACKとなっている。4050

【 0 2 4 0 】

この時点においてサーバ407にとっては既にクライアント408へ送信したパケットv10・v30・v50・v70・v80・v100のうちパケットv10に対するACKは返信されてきているが、残りの送信パケットv30・v50・v70・v80・v100に対するACK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ACKパケットv110を受信したサーバ407はパケットv30に対するACK(ACK番号13001を持つパケット)をクライアント408から受け取っていないために、サーバ407においてパケットv30に対するRTOがオーバーしたものとする。

【 0 2 4 1 】

そこでサーバ407はパケットv30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408に対してパケットv30と同様の内容を持つパケットv120を再送する。その途中でサーバ407・クライアント408間の通信経路途中にあるTCPシェーバー中継装置409がそのパケットv120を一旦受信する。パケットv120は下り方向なので、シーケンス番号取得部T5は前述のパケットv10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。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 4 2 】

すなわちまずパケットv120は前述のパケットv10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T5はパケットv120が再送TCPパケットか否かを例えれば以下のようにして判断する(図9のf34)。

【 0 2 4 3 】

図17においてパケットv120はシーケンス番号=12001、TCPデータ長=1000バイトであるので、TCPシェーバー中継装置409のシーケンス番号取得部T5は図9の処理フローf32において取得したパケットv120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シェーバー中継装置409のシーケンス番号取得部T5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T7のセッションリストC4の状態z12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T5はパケットv120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T5は、セッション情報保持手段T7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)。

【 0 2 4 4 】

サーバ407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408へ再送のみ行い、新たなTCPデータをクライアント408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407を輻輳状態からなるべく早く復帰させるために、TCPシェーバー中継装置409は例えばサーバ407へのACKを生成し、送信する。

【 0 2 4 5 】

すなわちTCPシェーバー中継装置409のシーケンス番号取得部T5は、セッション情報保持手段T7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v121を生成し、パケット傍受部T3へ渡す。

10

20

30

40

50

【0246】

その次に、TCPシェーバー中継装置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シェーバー中継装置409よりサーバ407へと送信される。10

【0247】

その後、TCPシェーバー中継装置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シェーバー中継装置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。

【0248】

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。またウインドウサイズを使わないので、ウイ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。2030

【0249】

（実施の形態3）

図2は、TCPシェーバー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。

【0250】

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

【0251】

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 への方向を「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 への方向を「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 $2 0 0 \text{ k b p s} + 9 0 0 \text{ k b p s} = 1 . 1 \text{ M b p s}$ 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 シェーバー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 シェーバー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 シェーバー機能を無効にし、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

I P 電話 D 8 とアクセスルータ D 2 が音声パケットを送受信開始する前に、いずれかからの I P 電話の接続要求をトリガーとして、T C P シェーパー機能を有効にする。するとサーバ D 7 からクライアント D 1 へ向かう T C P データの帯域は、アクセスルータ D 2 の T C P シェーパー機能によって低く押さえられる。その結果、例えばサーバ D 7 からクライアント D 1 への T C P データの消費帯域が 9 0 0 k b p s から 1 0 0 k b p s に押さえられたとする。そうすると、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を送受信しても、伝送路 D 3 における下り方向の T C P データと音声パケットの合計帯域は $2 0 0 \text{ k b p s} + 1 0 0 \text{ k b p s} = 3 0 0 \text{ k b p s}$ になり、伝送路 D 3 の下り方向の伝送許容量である 1 M b p s はそれより十分に大きいため、伝送路 D 3 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 D 6 でパケットロスは発生しない。また伝送路 D 3 の下り方向において伝送許容量の半分以下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 D 2 の I P 電話機能において音声の低下が発生しない。10

【 0 2 6 0 】

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 A C K 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 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。またウインドウサイズを使わないので、ウイ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

【 0 2 6 1 】

なお、本実施の形態 3 は音声のみの I P 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 I P - T V 電話であっても同様である。30

【 産業上の利用可能性 】

【 0 2 6 2 】

本発明にかかる A C K 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 】

【 0 2 6 3 】

【 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 T C P シェーパー）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、A C K 番号変更部のフロー図（基本型 T C P シェーパー）

【 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 1 0 】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 T C P シェーパー）50

【図11】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ACK番号のリストの遷移図（基本型TCPシェーバー）

【図12】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TCPシェーバー）

【図13】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ACK番号のリストの遷移図（基本型TCPシェーバー）

【図14】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TCPシェーバー）

【図15】本発明の実施の形態を持つ中継装置での、ACK番号データベースの構成図

【図16】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（
10
拡張版TCPシェーバー）

【図17】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TCPシェーバー）

【図18】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ACK番号のリストの遷移図（拡張版TCPシェーバー）

【図19】TCPヘッダフォーマットを示す構成図

【図20】TCPの最も基本的な送信を示すシーケンス図

【図21】TCP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22】TCP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
20

【図23】ウインドウサイズを考慮したTCPの送信を示すシーケンス図

【図24】ウインドウサイズを考慮したTCP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25】TCPの送信における、遅延ACKを示すシーケンス図

【図26】TCPの送信における、輻輳ウイ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27】TCPの送信における、輻輳ウイ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28】IPヘッダフォーマットを示す構成図

【符号の説明】
30

【0264】

301 LAN側クライアント

302 WAN側サーバ

303 TCPシェーバーを搭載した中継装置

D1 クライアント

D2 アクセスルータ（IP電話機能含）

D3 伝送路

D4 アクセスルータとIP電話間の通信

D5 クライアント・サーバ間の通信

D6 上位の中継装置

D7 サーバ

D8 IP電話

D9 伝送路

D10 伝送路

A1 パケット入力部

A2 パケット転送部

A3 パケット傍受部

A4 ACK番号変更部

A5 シーケンス番号取得部

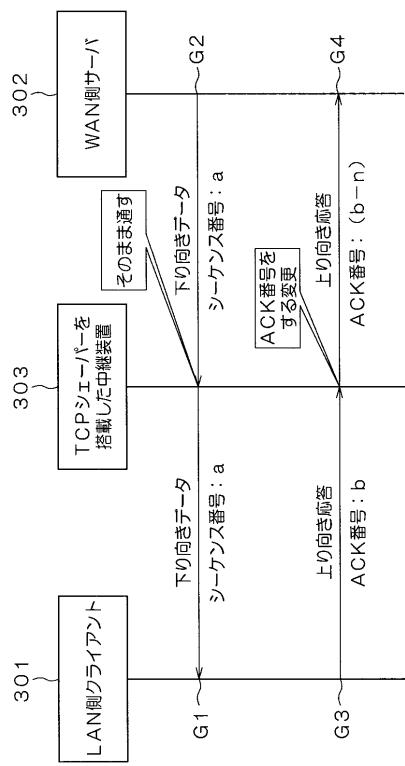
A6 セッション管理部

40

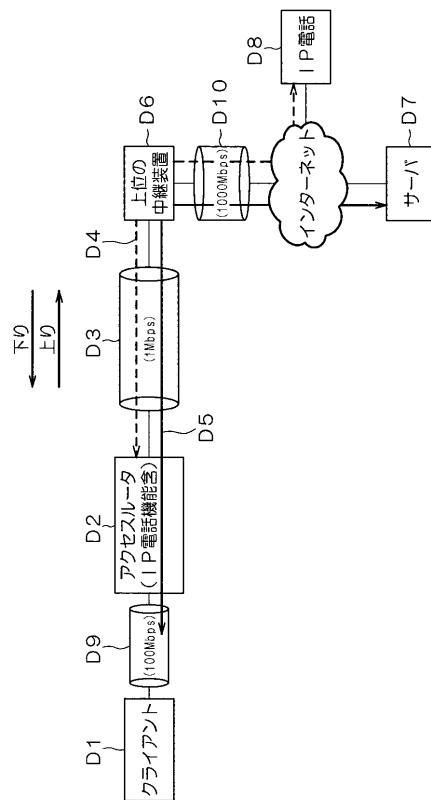
50

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 シェーパーの機能を持つ中継装置	
A 1 2	T C P シェーパー本体	
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 シェーパー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 シェーパーの機能を持つ中継装置	
T 1 2	T C P シェーパー本体	
4 0 7	サーバ	20
4 0 8	クライアント	
4 0 9	T C P シェーパー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	ウインドウサイズ	
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	

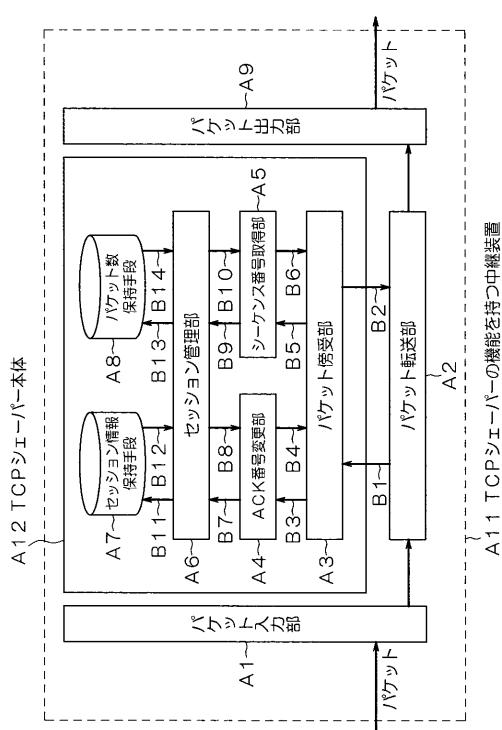
【図1】



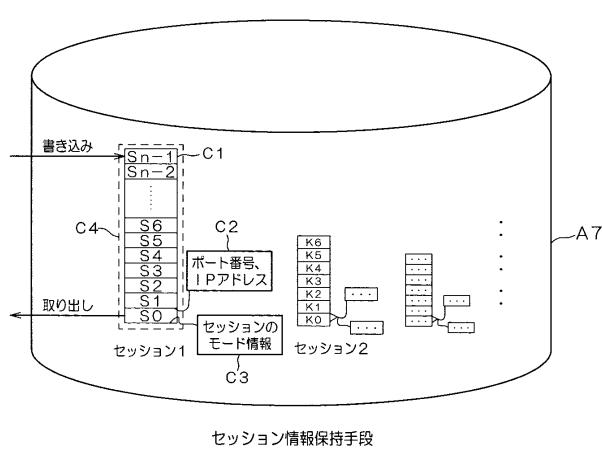
【図2】



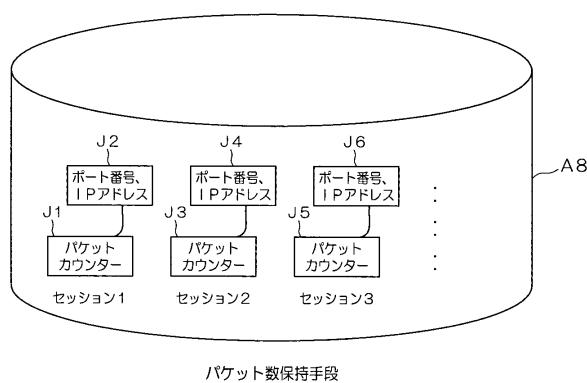
【図3】



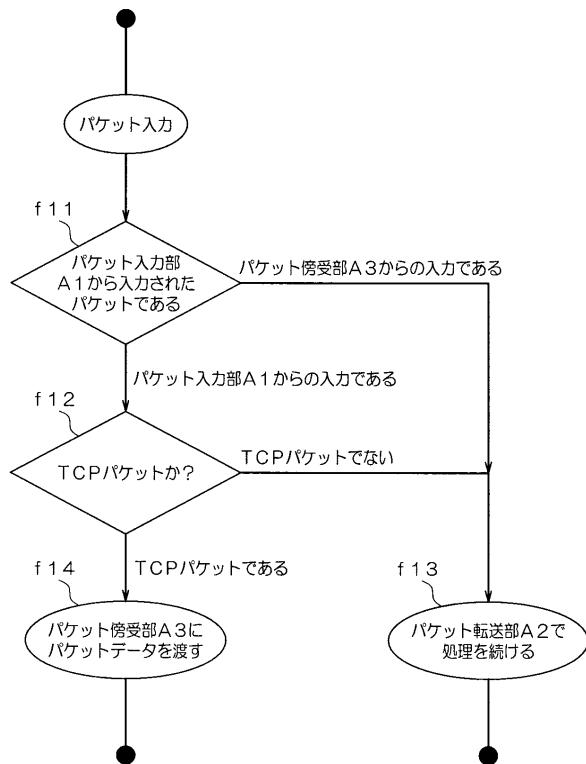
【図4】



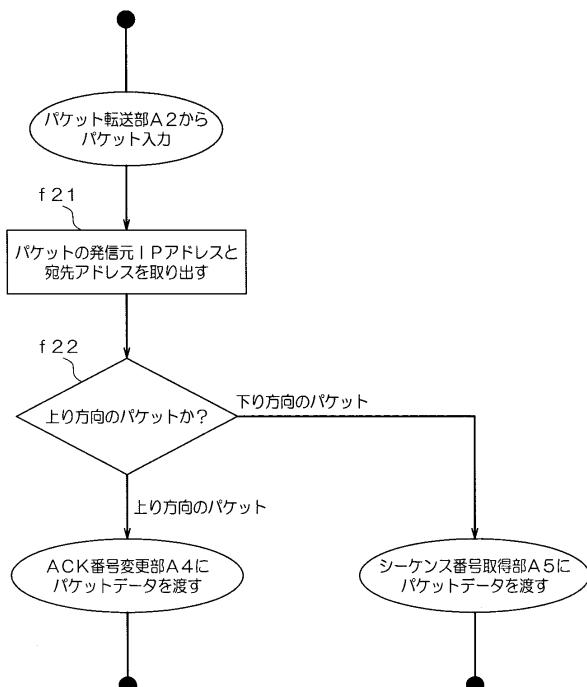
【図5】



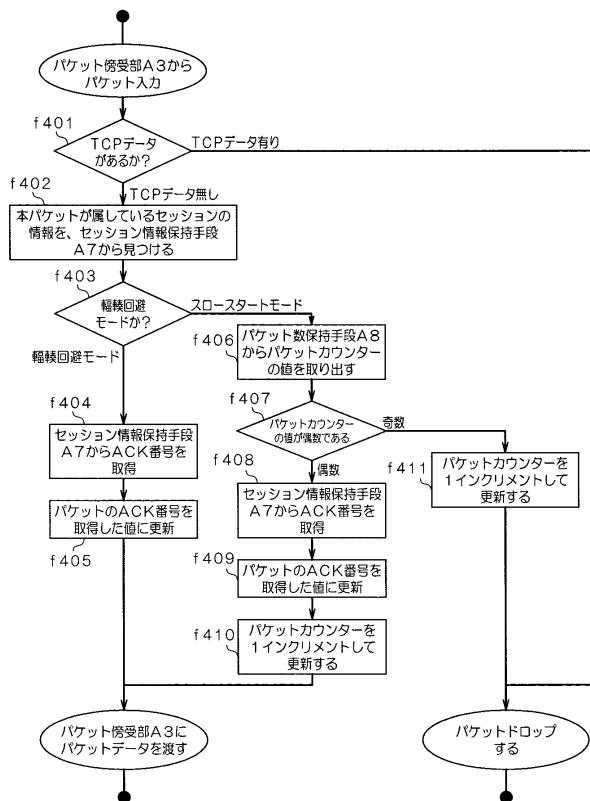
【図6】



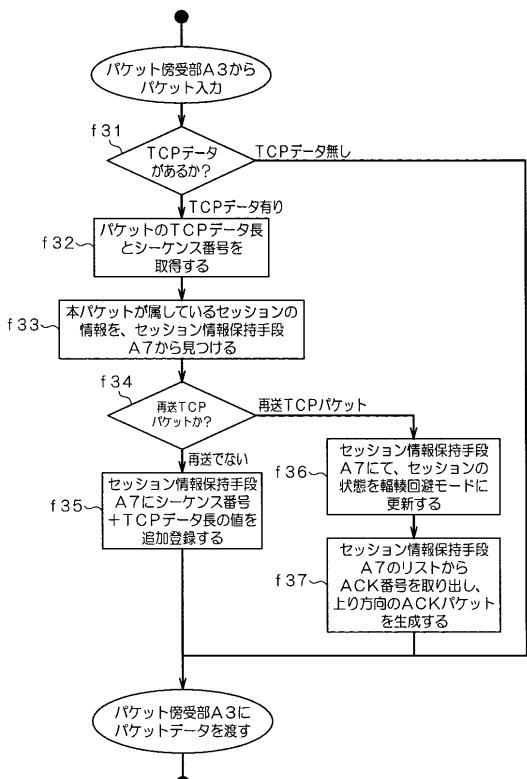
【図7】



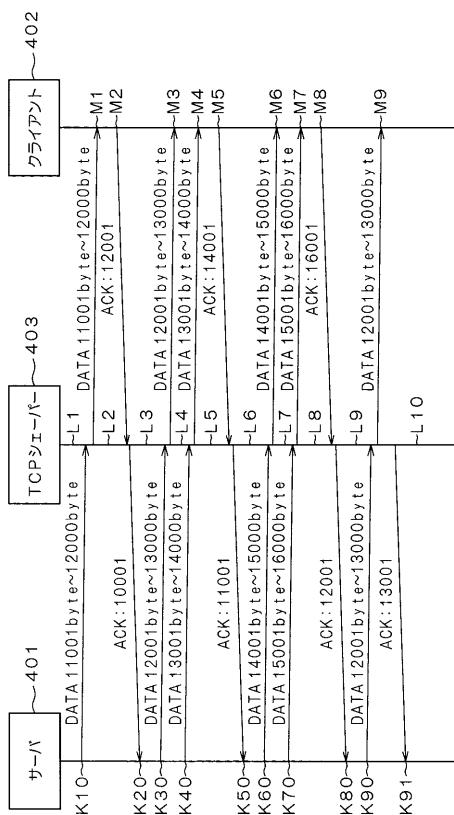
【図8】



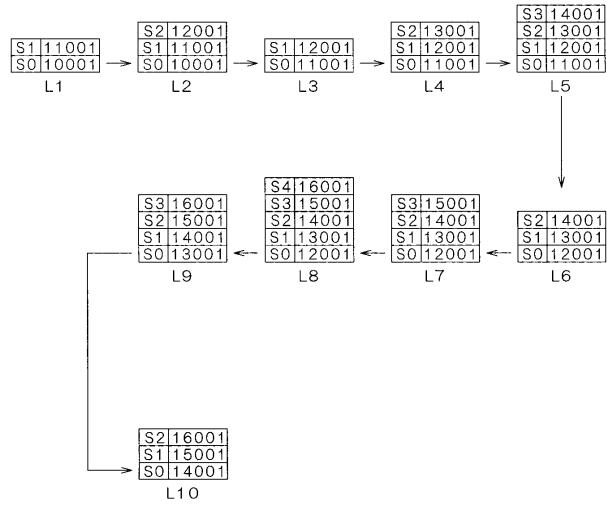
【図9】



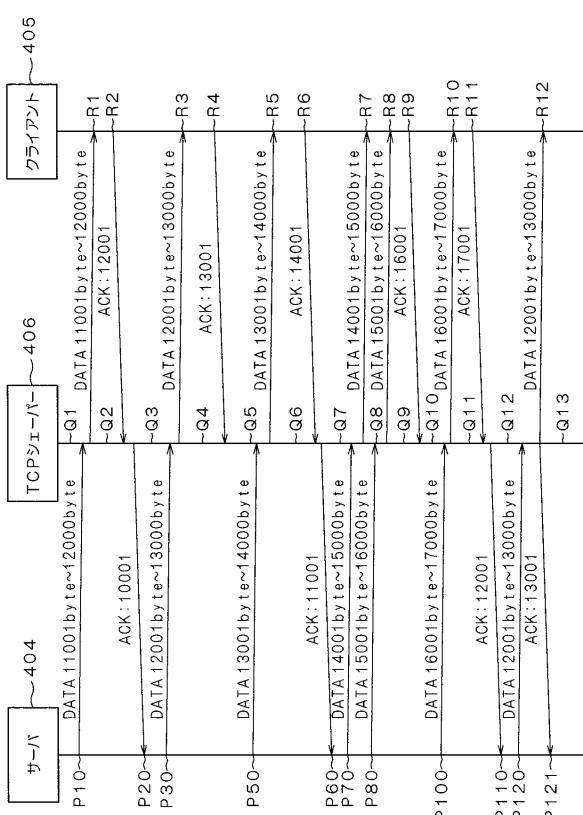
【図 1 0】



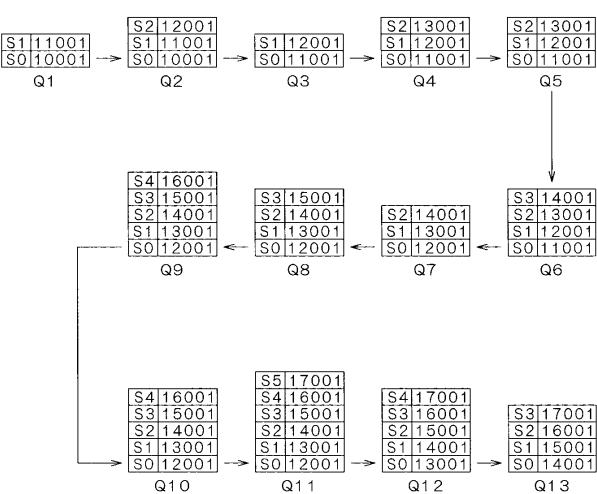
【図 1 1】



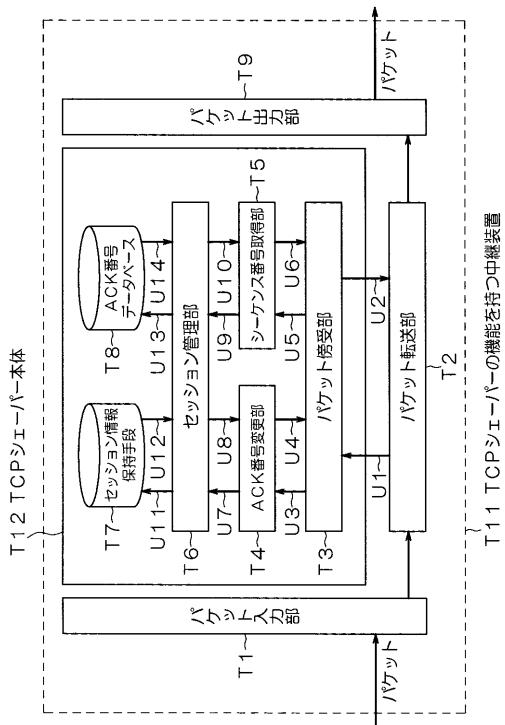
【図 1 2】



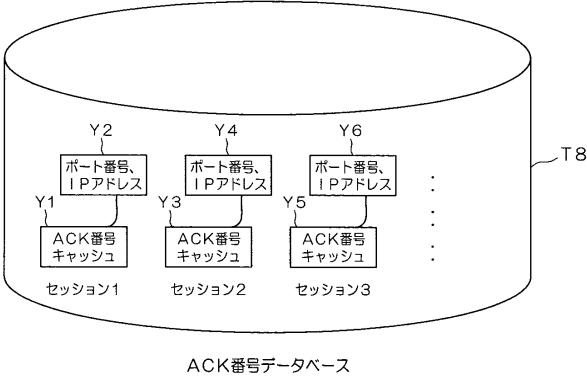
【図 1 3】



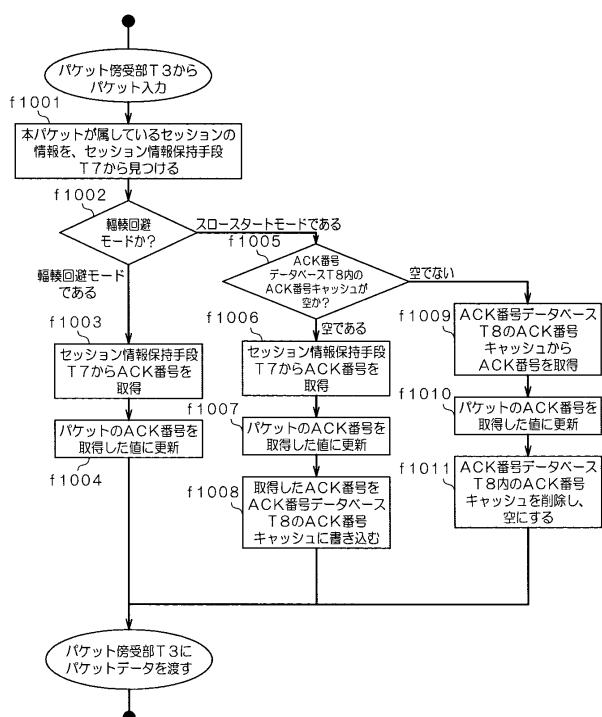
【図14】



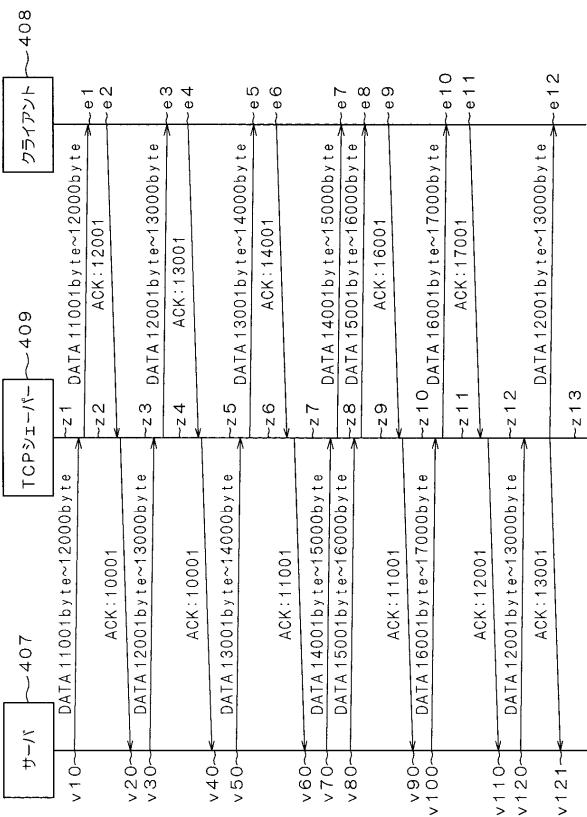
【図15】



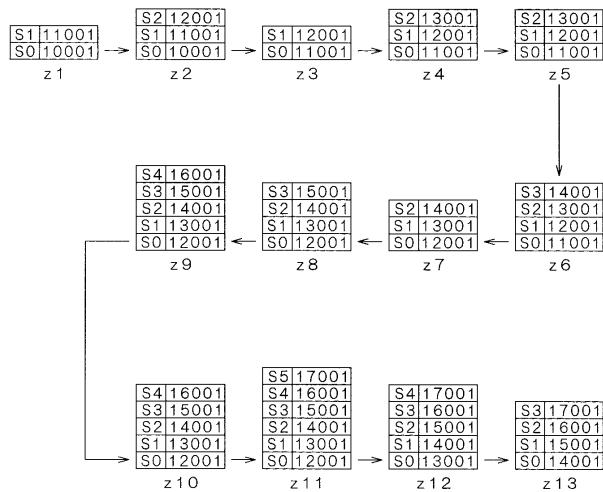
【図16】



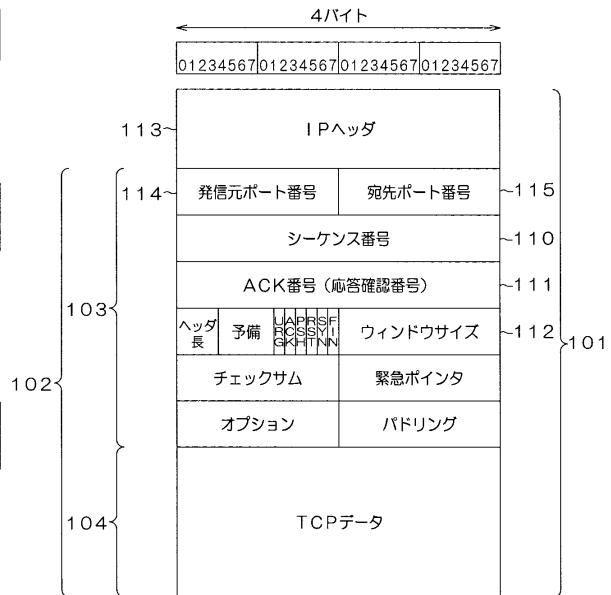
【図17】



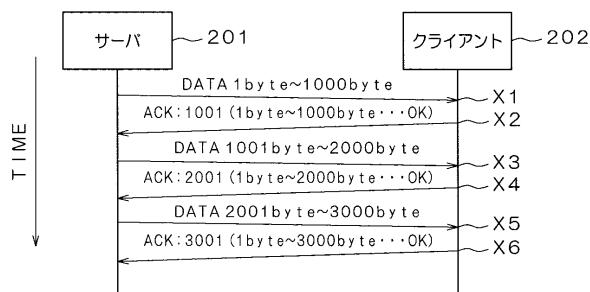
【図18】



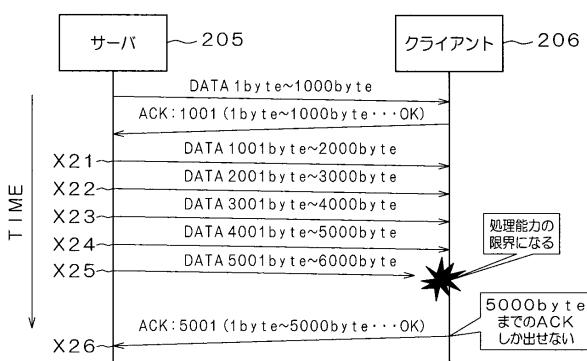
【図19】



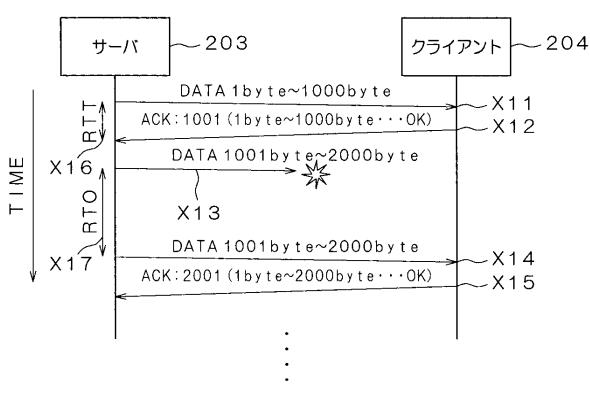
【図20】



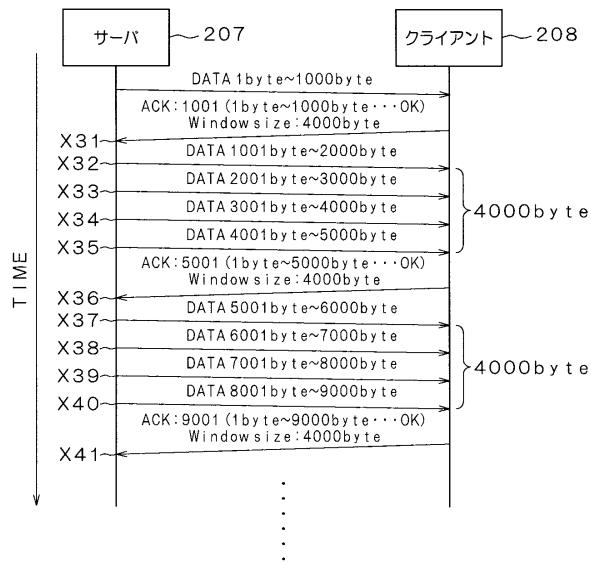
【図22】



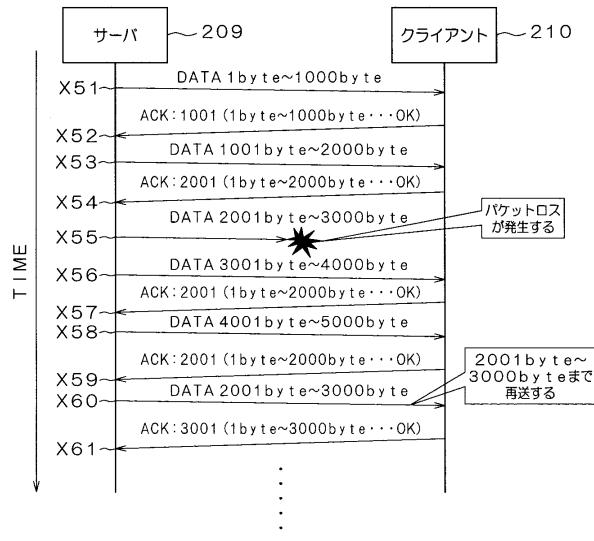
【図21】



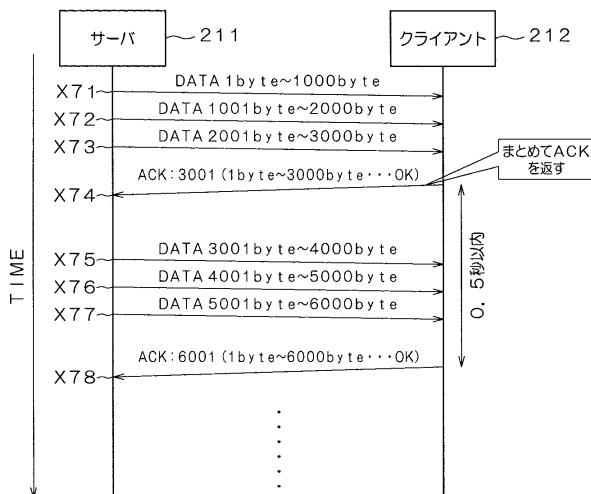
【図23】



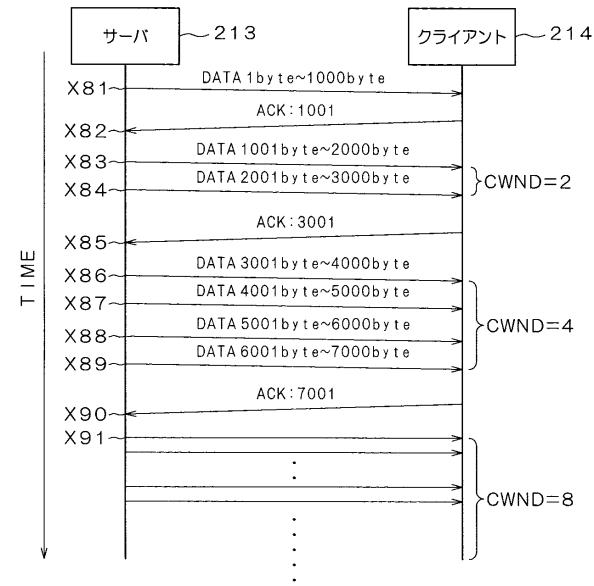
【図24】



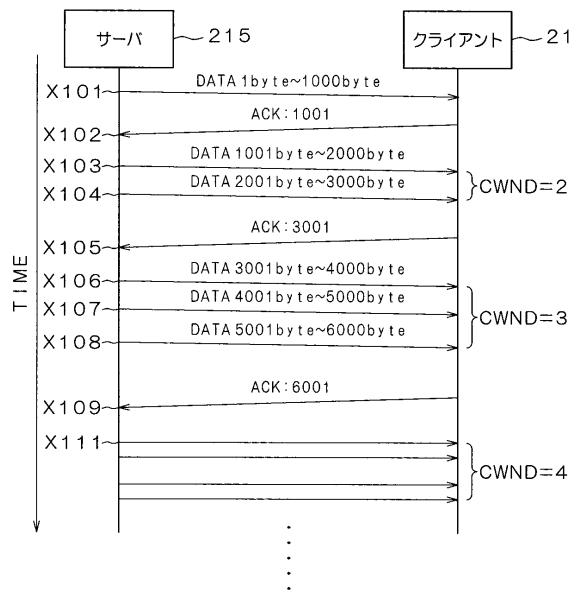
【図25】



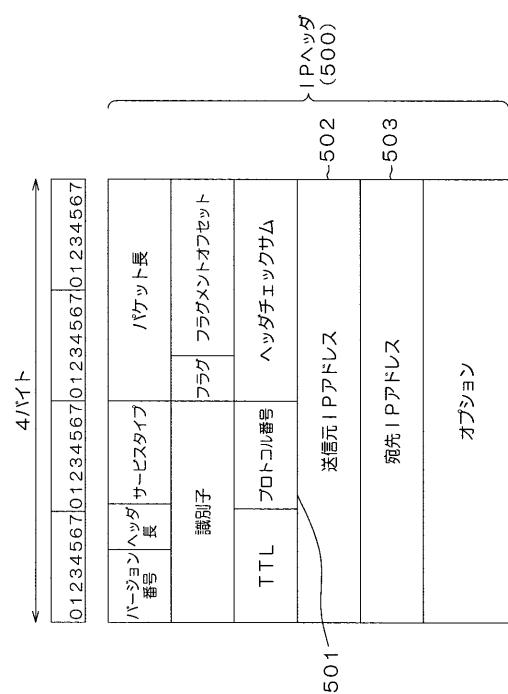
【図26】



【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