

19



OFICINA ESPAÑOLA DE
PATENTES Y MARCAS

ESPAÑA



11 Número de publicación: **2 397 629**

51 Int. Cl.:

H04L 12/56 (2006.01)

12

TRADUCCIÓN DE PATENTE EUROPEA

T3

96 Fecha de presentación y número de la solicitud europea: **25.06.2004 E 04743079 (8)**

97 Fecha y número de publicación de la concesión europea: **28.11.2012 EP 1642427**

54 Título: **Método y disposición para el control del flujo del TCP**

30 Prioridad:

27.06.2003 GB 0315009

45 Fecha de publicación y mención en BOPI de la traducción de la patente:

08.03.2013

73 Titular/es:

**SONY CORPORATION (100.0%)
1-7-1 KONAN MINATO-KU
TOKYO 108-0075, JP**

72 Inventor/es:

**SPEIGHT, TIMOTHY y
JELBERT, NICHOLAS**

74 Agente/Representante:

CURELL AGUILÁ, Mireia

ES 2 397 629 T3

Aviso: En el plazo de nueve meses a contar desde la fecha de publicación en el Boletín europeo de patentes, de la mención de concesión de la patente europea, cualquier persona podrá oponerse ante la Oficina Europea de Patentes a la patente concedida. La oposición deberá formularse por escrito y estar motivada; sólo se considerará como formulada una vez que se haya realizado el pago de la tasa de oposición (art. 99.1 del Convenio sobre concesión de Patentes Europeas).

DESCRIPCIÓN

Método y disposición para el control del flujo del TCP.

5 **Campo de la invención**

La presente invención se refiere al control del flujo del TCP (Protocolo de Control de Transmisión), y particularmente (aunque no de forma exclusiva) al control del flujo del TCP en sistemas de comunicaciones inalámbricas.

10 **Antecedentes de la invención**

El TCP es un protocolo de transporte de la colección de protocolos de internet (véase, por ejemplo, la publicación de W. R. Stevens, "TCP/IP illustrated, Volume 1: The protocols", Addison-Wesley, Reading, Massachusetts, noviembre de 1994). El mismo se usa en aplicaciones tales como el FTP (Protocolo de Transferencia de Archivos) de telnet y el HTTP (Protocolo de Transferencia de Hipertexto). El TCP está diseñado para redes por cable que presentan tasas de error muy bajas.

El control del flujo en el TCP se gobierna por medio de dos ventanas: la ventana de congestión ("cwnd") del emisor y la ventana anunciada ("awnd") del receptor. El control del flujo se basa en el mínimo de estas 2 ventanas. La "cwnd" se modifica dinámicamente para corresponderse con la capacidad de la red. Y lo más importante, se reduce siempre que se pierden paquetes puesto que esto es una indicación de congestión en la red. La "awnd" se basa en la capacidad del receptor para almacenar temporalmente datos que recibe y se puede reducir dinámicamente si el receptor no puede hacer frente a la velocidad de recepción de datos. El valor inicial de "awnd" se controla por medio de parámetros configurados en la pila de protocolos del TCP.

Como se ha mencionado anteriormente, el TCP está diseñado para redes con baja tasa de errores. Por lo tanto, cualesquiera pérdidas de paquetes que se produzcan en el TCP se consideran como debidas a una congestión de la red y, por ello, vienen seguidas por una reducción de la "cwnd" y consecuentemente de la velocidad de datos del emisor tal como se ha mencionado anteriormente. No obstante, esto no resulta apropiado para redes inalámbricas que sean inherentemente sistemas con una alta tasa de error. Por lo tanto, la norma del 3GPP (Proyecto de Asociación de 3ª Generación) proporciona funcionalidad de ARQ (Solicitud Automática de Repetición), conocida como RLC (Control de Enlace de Radiocomunicaciones – véase, por ejemplo, la especificación técnica del 3GPP, 3GPP TS 25.322) que permite que se vuelvan a transmitir paquetes que han experimentado errores debido a una transmisión a través de la interfaz aérea. No obstante, el uso de esquemas de ARQ da como resultado que los paquetes lleguen desordenados, de modo que los mismos se deben almacenar temporalmente antes de que se puedan trasladar al TCP. El uso de almacenamiento temporal introduce un aumento del retardo y esto puede dar como resultado un aumento del RTT (Tiempo de Ida y Vuelta).

Suponiendo que los servicios de velocidad más alta se proporcionan en el enlace descendente, esto significa que es probable que se requiera un gran almacenamiento temporal en el nodo de red, es decir, el RNC (Controlador de Red de Radiocomunicaciones) en el caso de sistemas 3GPP. Lo siguiente considera este problema del enlace descendente (DL). No obstante, la presente invención también es apropiada para controlar flujos de TCP de enlace ascendente.

La velocidad de DL máxima especificada en la especificación técnica del 3GPP, 3GPP TS 34.108, es 2 Mbps. Suponiendo que no es posible modificar la pila de protocolos del TCP en el receptor (es decir, el UE), es necesario por tanto que el UE anuncie una ventana que sea por lo menos igual al producto del ancho de banda por el retardo, apropiado para el servicio de 2 Mbps. Si el UE va a soportar la velocidad máxima de 2 Mbps, entonces la ventana anunciada debe ser extremadamente grande. Si en ese caso se proporciona al UE una velocidad menor (debido, por ejemplo, al hecho de que muchos UE están solicitando servicio al mismo tiempo), entonces se podría producir un desbordamiento de la memoria intermedia. Si no se produce un desbordamiento de la memoria intermedia, el tiempo de ida y vuelta (RTT) será muy alto puesto que los datos pasarán mucho tiempo almacenados temporalmente en el nodo de red.

Un RTT elevado tendrá un impacto negativo sobre el rendimiento percibido por el usuario. Esto es así particularmente en el caso de que el usuario desee continuar navegando por la web mientras está descargando un archivo grande a través de FTP; la sesión de navegación web parecerá extremadamente lenta. Por lo tanto, se desea proporcionar una técnica de control de flujo con el fin de mantener un RTT objetivo para cualquier velocidad proporcionada por la red al mismo tiempo que se mantiene la capacidad de descargar datos a velocidades de hasta la velocidad máxima de 2 Mbps.

Tal como se ha mencionado previamente, el control del flujo lo proporcionan la "cwnd" del emisor y la "awnd" del receptor. Puesto que el control de la "cwnd" del emisor reside en el servidor, la misma puede estar ubicada de forma remota y no es en modo alguno controlable. Por lo tanto, es necesario que el control del flujo lo proporcione la "awnd".

Se han sugerido varias esquemas (que se describen brevemente más adelante) para el control de flujo para TCP a través de sistemas inalámbricos 3G. No obstante, la cuestión de la que se ocupan la mayoría de ellos es evitar que la memoria intermedia en el nodo de red se desborde (es decir, el nodo emisor en el caso de descarga de datos).

5 En la publicación de Koga, Kawahara y Oie, "TCP flow control using link layer information in mobile networks", *Proceedings of SPIE Conference of Internet Performance and Control of Network Systems III*, Boston, Massachusetts 7, 2002, se propone que el receptor, es decir, el UE en el caso más probable de descarga de archivos, modifique la ventana del TCP que es anunciada por el mismo, basándose no en la capacidad de las memorias intermedias del receptor tal como se realiza convencionalmente sino en medidas obtenidas a partir del RLC. Este planteamiento es extremadamente problemático puesto que significa una modificación de la pila de protocolos de TCP en el UE y puede que no sea posible obtener control de esta pila. Esto es particularmente verdad en el caso en el que un PC (Ordenador Personal) esté conectado a un UE (que actúa efectivamente como un módem) y la pila de protocolos del TCP resida en el PC.

15 La publicación de Seok, Joo y Kang, "A-TCP: A mechanism for improving TCP performance in wireless environments", *IEEE broadband wireless summit*, mayo de 2001, sugiere un esquema por medio del cual se realizan dos conexiones completamente divididas, una entre el servidor y el nodo de red y otra entre el nodo de red y el UE. Esto requiere una complejidad adicional considerable y puede que no produzca ningún beneficio para transferencias que usen el UDP (Protocolo de Datagrama de Usuario). La publicación de Bakre y Badrinth, "I-TCP: indirect TCP for mobile hosts", *Proceedings of the 15th International conference on distributed computer systems*, mayo de 1995, sugiere modificar el tamaño de la ventana del TCP en ACKs (paquetes de acuse de recibo) TCP. No obstante, en esta publicación, el objetivo es simplemente modificar el tamaño de la ventana del TCP al tamaño de memoria intermedia disponible en el nodo de red. La limitación de la ocupación de la memoria intermedia, como en esta publicación, no garantiza un RTT especificado.

25 Por lo tanto, existe una necesidad de un método y una disposición para un flujo del control del TCP, en donde se pueda(n) mitigar la(s) desventaja(s) antes mencionada(s).

30 Jiang *et al*, en "TCP Reno and Vegas Performance in Wireless Ad Hoc Networks" ICC 2001, *IEEE International Conference on Communications*, Helsinki, Finlandia, 11 a 14 de junio, 2001, vol. 1 de 10, 11 de junio de 2001, páginas 132 a 136, usa un método de simulación para analizar el rendimiento del TCP en redes ad hoc. Se determina una ventana de congestión para un transmisor a partir de un tiempo de ida y vuelta (RTT) para paquetes TCP. Al transmisor se le proporciona información sobre retardos en memorias intermedias de nodos intermedios y el mismo usa esto en su determinación del RTT.

35 Igarashi *et al*, en "Mobility Aware TCP Congestion Control" IEEE, vol. 2, 27 de octubre de 2002 (27-10-2002), páginas 338 a 342, describe el rendimiento del TCP sobre redes inalámbricas que usan un traspaso post-registro. De acuerdo con el esquema propuesto se usan funciones o bien de control del flujo de TCP o bien de control de la congestión de acuerdo con un número de paquetes perdidos.

40 **Sumario de la invención**

De acuerdo con un primer aspecto de la presente invención, se proporciona una disposición para el control del flujo de TCP según la reivindicación 1.

45 De acuerdo con un segundo aspecto de la presente invención, se proporciona un método para el control del flujo del TCP según la reivindicación 15.

50 **Breve descripción de los dibujos**

A continuación se describirán, únicamente a título de ejemplo, un método y una disposición para el control del flujo de TCP, que incorporan la presente invención, en referencia al(a los) dibujo(s) adjunto(s), en los cuales:

55 la FIG. 1 muestra un diagrama esquemático de bloques que ilustra un sistema de radiocomunicaciones 3GPP en el cual se puede usar la presente invención;

la FIG. 2 muestra un diagrama esquemático de bloques que ilustra la arquitectura de protocolos para el plano U, mostrando la ubicación funcional de una función de modificación de ventanas de TCP basada en la presente invención; y

60 la FIG. 3 muestra un diagrama esquemático de bloques que ilustra etapas ejecutadas en el método de control del flujo de TCP entre un servidor y un terminal de cliente de equipo de usuario a través de un controlador de red de radiocomunicaciones.

Descripción de forma(s) de realización preferida(s)

La siguiente forma de realización preferida de la presente invención se describirá en el contexto de un sistema de Red de Acceso de Radiocomunicaciones UMTS (UTRAN) que funciona en el modo TDD. En referencia en primer lugar a la FIG. 1, se considera adecuadamente que un sistema convencional de Red de Acceso de Radiocomunicaciones UMTS (UTRAN) 100 comprende: un dominio de equipo terminal/de usuario 110; un dominio de Red de Acceso de Radiocomunicaciones Terrestre UMTS 120; y un dominio de Red Central 130.

En el dominio de equipo terminal/de usuario 110, el equipo terminal (TE) 112 está conectado al equipo móvil (ME) 114 a través de la interfaz *R* por cable o inalámbrica. El ME 114 está conectado también a un módulo de identidad de servicio de usuario (USIM) 116; el ME 114 y el USIM 116 se consideran conjuntamente como un equipo de usuario (UE) 118. El UE 118 comunica datos con un Nodo B (estación base) 122 en el dominio de red de acceso de radiocomunicaciones 120 a través de la interfaz *Uu* inalámbrica. Dentro del dominio de red de acceso de radiocomunicaciones 120, el Nodo B 122 se comunica con un controlador de red de radiocomunicaciones (RNC) 124 a través de la interfaz *lub*. El RNC 124 se comunica con otros RNC (no mostrados) a través de la interfaz *lur*. El Nodo B 122 y el RNC 124 forman conjuntamente la UTRAN 126. El RNC 124 se comunica con un nodo de servicio GPRS de servicio (SGSN) 132 en el dominio de red central 130 a través de la interfaz *lu*. Dentro del dominio de red central 130, el SGSN 132 se comunica con un nodo de soporte de pasarela GPRS (GGSN) 134 a través de la interfaz *Gr*; el SGSN 132 y el GGSN 134 se comunican con un servidor de registro de posiciones base (HLR) 136 a través de la interfaz *Gr* y la interfaz *Gc* respectivamente. El GGSN 134 se comunica con una red pública de datos 138 a través de la interfaz *Gi*.

Así, los elementos RNC 124, SGSN 132 y GGSN 134 se proporcionan convencionalmente como unidades discretas e independientes (en sus propias plataformas respectivas de software/hardware) divididas entre el dominio de red de acceso de radiocomunicaciones 120 y el dominio de red central 130, tal como se muestra en la FIG. 2.

El RNC 124 es el elemento de UTRAN responsable del control y la asignación de recursos para numerosos Nodos B 122; un RNC puede controlar típicamente entre 50 y 100 Nodos B. El RNC proporciona también una entrega fiable de tráfico de usuario a través de las interfaces aéreas. Los RNCs se comunican entre sí (a través de la interfaz *lur*) para soportar traspasos y macrodiversidad.

El SGSN 132 es el elemento de Red Central de UMTS responsable del Control de Sesión y la comunicación por interfaz con el HLR. El SGSN mantiene un seguimiento de la ubicación de un UE individual y ejecuta funciones de seguridad y control de acceso. El SGSN es un gran controlador centralizado para muchos RNCs.

El GGSN 134 es el elemento de Red Central de UMTS responsable de concentrar y tunelizar datos de usuario dentro de la red de paquetes central hacia el destino definitivo (por ejemplo, el proveedor de servicios de Internet – ISP).

Se describen más detalladamente un sistema UTRAN de este tipo y su funcionamiento en los documentos 3GPP de especificación técnica 3GPP TS 25.401, 3GPP TS 23.060, y documentos relacionados, disponibles en el sitio web del 3GPP en www.3gpp.org, y los mismos no necesitan ser descritos de forma más detallada en la presente.

En el presente ejemplo, toda la funcionalidad de la invención reside en el RNC 124 aunque alternativamente se puede aplicar en el UE 118.

En referencia ahora a la FIG. 2, tal como se explicará más detalladamente a continuación, con el fin de mejorar el flujo del TCP para la descarga de datos a un UE 118, se produce una modificación 210 de la ventana de TCP en el nivel del portador de radiocomunicaciones, y la misma está ubicada funcionalmente en la arquitectura de protocolos para el plano de usuario (plano U). En el RNC 124, y el Nodo B 122 de la UTRAN 126 la modificación de la ventana de TCP 210 (que se explicará de forma más detallada posteriormente) viene seguida por un procesamiento de PDCP (Convergencia de Datos por Paquetes) 220, un procesamiento de RLC (Control de Enlace de Radiocomunicaciones) 230, un procesamiento de MAC (Control de Acceso al Medio) 240 y un procesamiento de PHY (Capa Física) 250. Se entenderá que el procesamiento de PDCP 220, el procesamiento de RLC 230, el procesamiento de MAC 240 se realizan de acuerdo con las especificaciones 3GPP técnicas conocidas TS 25 323, TS 25 322 y TS 25 321 respectivamente. El procesamiento de PHY se describe en especificaciones técnicas 3GPP TS 25 2xx (por ejemplo, 221, 222, 223, 224 y 225 para el TDD). En ningún caso es necesario describir las mismas de forma más detallada en la presente.

La información procesada se comunica a través de la interfaz *Uu* inalámbrica al UE 118, en donde se realizan un procesamiento de PHY 260, un procesamiento de MAC 270, un procesamiento de RLC 280 y un procesamiento de PDCP 290 complementarios. Igual que antes, se entenderá que el procesamiento de PDCP 290, el procesamiento de RLC 280, el procesamiento de MAC 270, y el procesamiento de PHY 260 se realizan de acuerdo con las especificaciones técnicas 3GPP conocidas TS 25 323, TS 25 322 y TS 25 321 respectivamente. El procesamiento de PHY se describe en las especificaciones técnicas 3GPP TS 25 2xx (por ejemplo, 221, 222, 223, 224 y 225 para el TDD). En ningún caso hay necesidad de describir las mismas de forma más detallada en la presente.

En referencia a continuación también a la FIG. 3, la modificación de la ventana de TCP 210 se basa en las siguientes etapas:

- 5 • En 310, cuando se recibe en el RNC 124 un paquete de TCP (302) que transporta datos, desde un servidor 140, para su descarga al UE 118, se especifica un retardo de memoria intermedia objetivo y el mismo es conocido, y se realiza una medición del retardo dentro de la memoria intermedia de transmisión del RLC sobre el tráfico de enlace descendente. Se envía un paquete de TCP (304) que transporta datos a través de la interfaz *Uu* inalámbrica hacia el UE 118.
- 10 • En 320, en el UE 118 se calcula un valor de “awnd” basándose en la capacidad de la memoria intermedia del receptor del UE y el mismo se coloca en el campo “win” del paquete de ACK (Acuse de Recibo) (306) que se envía de vuelta al RNC 124;
- 15 • En 332 a 336, en el RNC 124 se determina un nuevo valor de “awnd” de la manera siguiente:
 - en 332, un retardo de memoria intermedia de RLC objetivo se resta del retardo de memoria intermedia de RLC medido en la etapa 310,
 - en 334, se aplica un multiplicador deseado de la ganancia de bucle de control, y
 - en 336, se adiciona el valor de “awnd” determinado previamente en el RNC 124.
- 25 • En 340, se identifica la siguiente SDU (Unidad de Datos de Servicio) disponible que contiene un paquete ACK de TCP. El valor del campo “win” en el paquete ACK recibido se compara con el valor determinado en la etapa 330. Si el valor determinado en la etapa 330 es menor que el valor de “win” en el paquete ACK recibido, entonces el valor de “win” del paquete se sustituye con el determinado en la etapa 330. No obstante, si el valor determinado en la etapa 330 es mayor que el correspondiente del paquete ACK recibido, no se realiza ningún cambio.
- 30 • En 350, se vuelve a calcular la suma de comprobación de TCP para tener en cuenta el ACK de TCP modificado.
- 35 • En 360, se reconstruye el paquete ACK y se envía al servidor 140 un paquete de TCP (308) con el ACK modificado.

No se realizan más cambios en la ventana de TCP hasta que se haya acusado el recibo de todos los datos actuales del sistema (esto se puede medir convenientemente esperando hasta que el número de ACK llegue a la mitad del número actual de SDUs en el sistema cuando la función de ACK con retardo se implementa en la pila de protocolos de TCP).

Se apreciará que puesto que los parámetros de retardo de la memoria intermedia de RLC se deben señalar a través de PDCP, la capa de protocolo PDCP se podría considerar como una ubicación adecuada para que resida esta funcionalidad.

Se entenderá que, idealmente, resultaría deseable medir el tiempo de ida y vuelta (RTT) total para un paquete e implementar en consecuencia el control del flujo. No obstante, en la práctica, la medición del RTT basada en la numeración de ACK y SEQ puede resultar difícil puesto que en un momento cualquiera existen típicamente múltiples flujos continuos de TCP. El RTT total está constituido por los componentes mostrados en la siguiente ecuación:

$$\text{RTT} = \text{retardo de la memoria intermedia de RLC del emisor} + \text{retardo de la interfaz aérea de emisor a receptor} + \text{retardo de la memoria intermedia del receptor} + \text{retardo de la interfaz aérea del receptor al emisor}.$$

Los inventores de la presente invención han observado que, considerando que el volumen de datos asociados a ACK es bajo en comparación con datos enviados desde el emisor al receptor, el retardo de la memoria intermedia del receptor puede verse afectado por el flujo que controla el emisor. Además, el tiempo consumido a través de la interfaz aérea (aunque es variable debido a retransmisiones, etcétera) también se puede considerar como no afectado por el control de flujo. Por lo tanto, no se necesita monitorizar más que el tiempo que una SDU pasa en la cola de transmisión de RLC.

Además, la simple medición del tiempo para atravesar la cola de transmisión de RLC puede ser problemática puesto que, incluso cuando no se añaden SDUs nuevas a la parte posterior de la cola, el tiempo para atravesarla será elevado para la última SDU. Por lo tanto, se usa convenientemente el siguiente método:

1. Para cada SDU en la cola de transmisión de RLC, medir:

- 5
- a. El tamaño actual de la memoria intermedia en el momento en el que la SDU entra en la cola de transmisión de RLC.
- b. El tiempo que pasa desde el momento en el que una SDU entra en la cola de transmisión de RLC hasta el momento en el que abandona la cola de transmisión (es decir, todas las PDU que constituyen la SDU se han enviado por lo menos una vez).
- 10
2. Determinar la media de un número predeterminado de SDU más recientes para las cuales están disponibles el tamaño de la memoria intermedia y el retardo de la memoria intermedia.
3. Si el retardo medio de la memoria intermedia es relativamente similar al retardo objetivo (dentro de un intervalo predeterminado en torno a este último),
- 15
- Modificar la ventana "awnd" del TCP en una cantidad relacionada con (retardo de la memoria intermedia objetivo - retardo medio de la memoria intermedia) * ganancia de bucle de control como en las etapas 332 a 336 de la FIG. 3. Obsérvese que se puede aplicar una "banda muerta", centrada en el retardo objetivo deseado, en donde no se realiza ningún ajuste.
- 20
4. Si el retardo medio de la memoria intermedia es considerablemente mayor que (fuera de un intervalo predeterminado en torno a) el retardo objetivo,
- 25
- Ajustar la ventana de TCP a la cantidad indicada por el tamaño medio actual de la memoria intermedia menos una magnitud predeterminada.
5. Cuando se realiza una modificación en el tamaño de la ventana de TCP no se permiten más cambios en el tamaño de la ventana de TCP hasta que este cambio haya tenido efecto.
- 30
6. Se puede configurar una ventana calculada permitida mínima, de manera que el tamaño de la ventana de TCP determinado en las fases 3 y 4 anteriores no pueda situarse por debajo de este valor.

35

Se apreciará que el proceso para el control del flujo de TCP descrito anteriormente se llevará a cabo de forma típica en software ejecutado sobre un procesador (no mostrado), y que el software se puede proporcionar como un elemento de programa de ordenador incluido en cualquier soporte de datos adecuado (no mostrado), tal como un disco de ordenador magnético u óptico. Se apreciará también que el esquema de control de flujo de TCP descrito anteriormente se puede fabricar de forma alternativa en un circuito integrado para su uso en un terminal o RNC de un sistema de comunicaciones.

40

Se apreciará que, aunque el esquema de control del flujo de TCP se ha escrito anteriormente en el contexto de una transferencia de datos de enlace descendente en un sistema TDD UTRA, la invención no se limita a una aplicación de este tipo y se puede usar en una transferencia de datos de enlace descendente y/o enlace ascendente en sistemas de comunicación en general.

45

Se entenderá que el método y la disposición para el control del flujo de TCP antes descritos proporcionan la ventaja de que se puede garantizar sustancialmente el RTT (es decir, la latencia del sistema), con independencia del caudal que tenga asignado el usuario. En comparación, debería observarse que el uso de una ocupación de memoria intermedia objetivo – como en la publicación antes mencionada de la técnica anterior "I-TCP: indirect TCP for mobile hosts" – no permite que se cumpla la condición anterior puesto que la ocupación de la memoria intermedia varía con el caudal para un RTT dado.

50

REIVINDICACIONES

- 5 1. Disposición (124) para el control del flujo del Protocolo de Control de Transmisión (TCP) de datos desde un extremo de transmisión hasta un extremo de recepción a través de un elemento intermedio, que comprende una memoria intermedia de transmisión en un sistema de comunicaciones, comprendiendo la disposición unos medios para determinar el retardo en la memoria intermedia de transmisión; y
- estando caracterizada la disposición (124) porque presenta:
- 10 unos medios para modificar un tamaño de ventana de TCP anunciada, asociado al extremo de recepción, operativamente acoplados a los medios para determinar el retardo y dispuestos para modificar el tamaño de la ventana de TCP en función del retardo determinado.
- 15 2. Disposición (124) según la reivindicación 1, en la que los medios para modificar el tamaño de la ventana de TCP comprenden: unos medios para enviar una indicación de tamaño de ventana de TCP modificado al extremo de transmisión del sistema de comunicaciones.
- 20 3. Disposición (124) según la reivindicación 2, en la que el extremo de transmisión del sistema de comunicaciones es un servidor de TCP (140).
4. Disposición (124) según la reivindicación 2 ó la reivindicación 3, en la que los medios para enviar una indicación de tamaño de ventana de TCP modificado están configurados para enviar la indicación de tamaño de ventana de TCP modificado en un paquete de acuse de recibo (310).
- 25 5. Disposición (124) según cualquiera de las reivindicaciones anteriores, en la que los medios para modificar el tamaño de la ventana de TCP modifican el tamaño de la ventana de TCP en función del retardo determinado de la memoria intermedia de transmisión y de un retardo objetivo de la memoria intermedia de transmisión.
- 30 6. Disposición (124) según cualquiera de las reivindicaciones anteriores, en la que los medios para modificar el tamaño de la ventana de TCP modifican el tamaño de la ventana de TCP en función del retardo determinado de la memoria intermedia de transmisión y de un tamaño de ventana de TCP determinado previamente.
- 35 7. Disposición (124) según cualquiera de las reivindicaciones anteriores, en la que los medios para modificar el tamaño de la ventana de TCP modifican el tamaño de la ventana de TCP en función del retardo determinado de la memoria intermedia de transmisión y en función de la ganancia del bucle de control.
- 40 8. Disposición (124) según cualquiera de las reivindicaciones anteriores, en la que los medios para modificar el tamaño de la ventana de TCP comprenden unos medios para determinar un número de paquetes de acuse de recibo recibidos.
- 45 9. Disposición (124) según la reivindicación 8, en la que los medios para modificar el tamaño de la ventana de TCP están dispuestos para modificar adicionalmente el tamaño de la ventana de TCP como respuesta a la determinación, por parte de los medios para determinar un número de paquetes de acuse de recibo recibidos (310), de un número de paquetes de acuse de recibo igual a la mitad de un número actual de unidades de datos en el sistema.
- 50 10. Disposición (124) según cualquiera de las reivindicaciones anteriores, en la que los medios para determinar el retardo en la memoria intermedia de transmisión del elemento intermedio comprenden: unos medios para determinar el retardo medio de la memoria intermedia de una pluralidad de unidades de datos que pasan a través de la memoria intermedia de transmisión y los medios para modificar el tamaño de la ventana de TCP modifican el tamaño de la ventana de TCP en función del retardo medio de la memoria intermedia.
- 55 11. Disposición (124) según la reivindicación 10, en la que los medios para modificar el tamaño de la ventana de TCP están dispuestos para modificar el tamaño de la ventana de TCP si el retardo medio de la memoria intermedia está dentro de un intervalo predeterminado en torno a un retardo objetivo, en una cantidad relacionada con una diferencia entre el retardo medio de la memoria intermedia y el retardo objetivo.
- 60 12. Disposición (124) según la reivindicación 10, en la que los medios para modificar el tamaño de la ventana de TCP están dispuestos para modificar el tamaño de la ventana de TCP si el retardo medio de la memoria intermedia está fuera de un intervalo predeterminado en torno a un retardo objetivo, en una cantidad relacionada con una diferencia entre un tamaño medio actual de la memoria intermedia y un valor predeterminado.
- 65 13. Disposición (124) según cualquiera de las reivindicaciones anteriores, en la que el sistema de comunicaciones es un sistema de comunicaciones inalámbricas y el elemento intermedio es un controlador de red del sistema.
14. Disposición (124) según la reivindicación 13, en la que el sistema de comunicaciones inalámbricas comprende un sistema UTRAN.

- 5 15. Método para el control del flujo del Protocolo de Control de Transmisión (TCP) de datos desde un extremo de transmisión hasta un extremo de recepción a través de un elemento intermedio, que comprende una memoria intermedia de transmisión en un sistema de comunicaciones, comprendiendo el método determinar el retardo en la memoria intermedia de transmisión; y
- caracterizado porque comprende la etapa que consiste en:
- 10 modificar un tamaño de ventana de TCP anunciada, asociado al extremo de recepción, en función del retardo determinado.
- 15 16. Método según la reivindicación 15, en el que la modificación del tamaño de la ventana de TCP comprende enviar una indicación del tamaño de ventana de TCP modificado a un extremo de transmisión del sistema de comunicaciones.
17. Método según la reivindicación 15 ó la reivindicación 16, en el que el envío de una indicación del tamaño de ventana de TCP modificado se envía en un paquete de acuse de recibo (310).
- 20 18. Método según cualquiera de las reivindicaciones anteriores 15 a 17, en el que la modificación del tamaño de ventana de TCP comprende: determinar un tamaño de ventana de TCP nuevo en función del retardo determinado y de un retardo objetivo de la memoria intermedia de transmisión.
- 25 19. Método según cualquiera de las reivindicaciones anteriores 15 a 18, en el que la modificación del tamaño de la ventana de TCP comprende determinar un tamaño de ventana de TCP nuevo en función del retardo determinado y de un tamaño de ventana de TCP determinado previamente.
- 30 20. Método según cualquiera de las reivindicaciones anteriores 15 a 19, en el que la modificación del tamaño de la ventana de TCP comprende modificar el tamaño de la ventana de TCP en función del retardo determinado de la memoria intermedia de transmisión y en función de la ganancia del bucle de control.
- 35 21. Método según cualquiera de las reivindicaciones anteriores 15 a 20, que comprende además determinar un número de paquetes de acuse de recibo (310) recibidos.
22. Método según la reivindicación 21, en el que la modificación adicional de un tamaño de ventana de TCP se realiza como respuesta a la determinación de un número de paquetes de acuse de recibo (310) recibidos igual a la mitad de un número actual de unidades de datos en el sistema de comunicaciones.
- 40 23. Método según cualquiera de las reivindicaciones anteriores 15 a 22, en el que la determinación del retardo en la memoria intermedia de transmisión del elemento intermedio comprende determinar el retardo medio de la memoria intermedia de una pluralidad de unidades de datos que pasan a través de la memoria intermedia de transmisión y modificar el tamaño de la ventana de TCP en función del retardo medio de la memoria intermedia.
- 45 24. Método según la reivindicación 23, que comprende modificar el tamaño de la ventana de TCP si el retardo medio de la memoria intermedia está dentro de un intervalo predeterminado en torno a un retardo objetivo, en una cantidad relacionada con una diferencia entre el retardo medio de la memoria intermedia y el retardo objetivo.
- 50 25. Método según la reivindicación 23, que comprende modificar el tamaño de la ventana de TCP si el retardo medio de la memoria intermedia está fuera de un intervalo predeterminado en torno a un retardo objetivo, en una cantidad relacionada con una diferencia entre un tamaño medio actual de la memoria intermedia y un valor predeterminado.
26. Método según cualquiera de las reivindicaciones anteriores 15 a 25, en el que el elemento intermedio es un controlador de red de un sistema de comunicaciones inalámbricas.
- 55 27. Método según la reivindicación 26, en el que el sistema de comunicaciones inalámbricas comprende un sistema UTRAN.
28. Elemento de programa de ordenador, que comprende unos medios de programa de ordenador para ejecutar el método según cualquiera de las reivindicaciones anteriores 15 a 27.
- 60 29. Circuito integrado, que comprende la disposición (124) según cualquiera de las reivindicaciones anteriores 1 a 14.

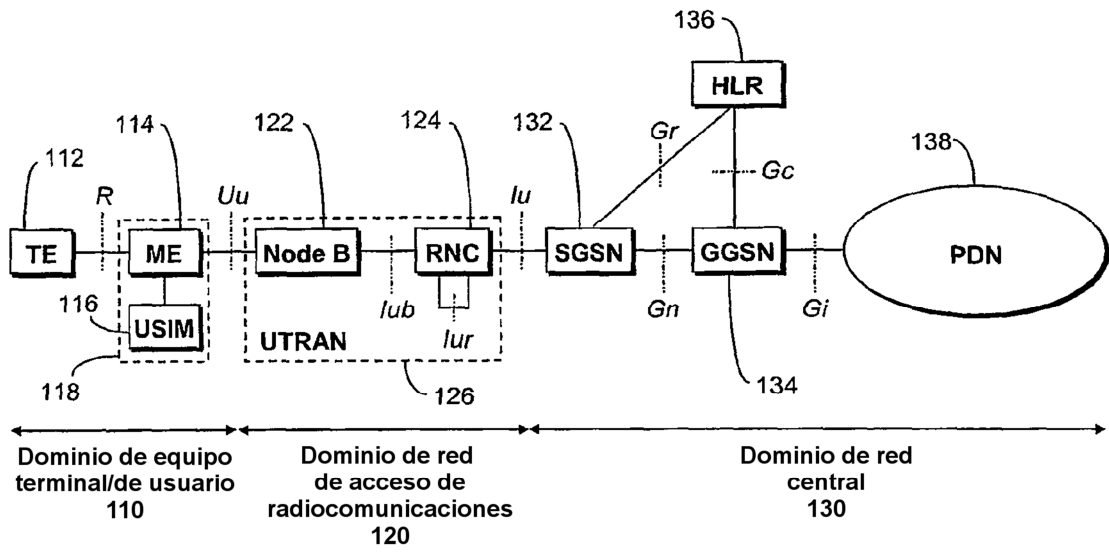


FIG. 1

100

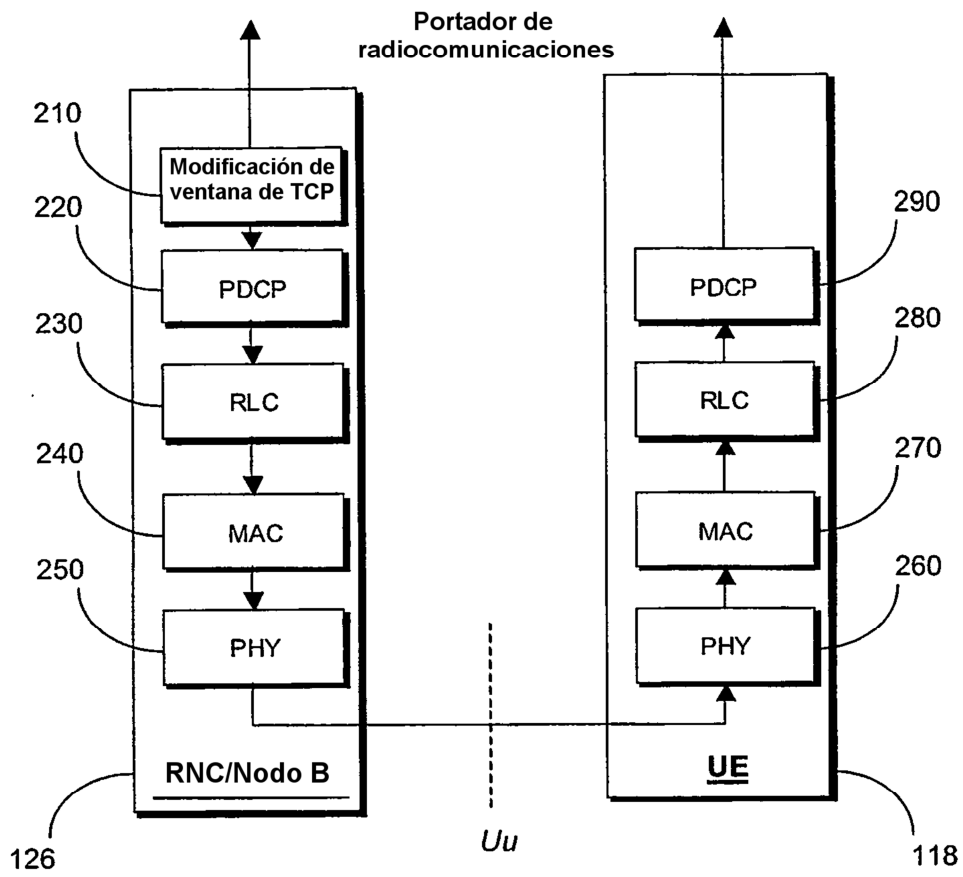


FIG. 2

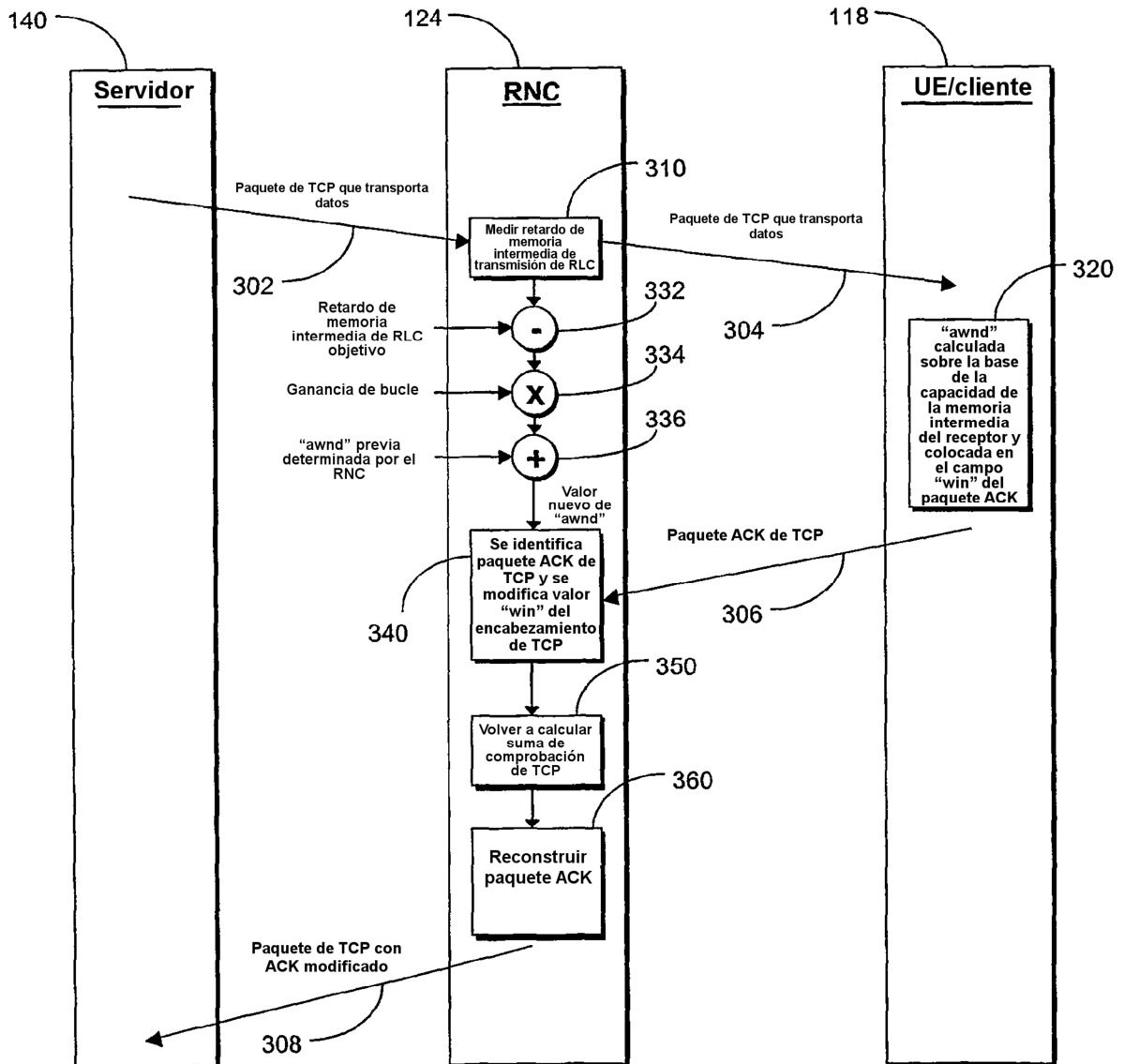


FIG. 3