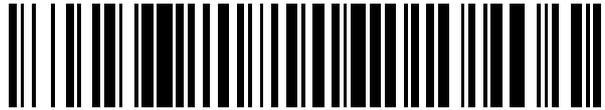


19



OFICINA ESPAÑOLA DE
PATENTES Y MARCAS

ESPAÑA



11 Número de publicación: **2 814 179**

51 Int. Cl.:

H04L 12/721 (2013.01)

H04L 12/851 (2013.01)

H04L 12/707 (2013.01)

H04L 12/841 (2013.01)

H04L 12/801 (2013.01)

12

TRADUCCIÓN DE PATENTE EUROPEA

T3

86 Fecha de presentación y número de la solicitud internacional: **07.04.2016 PCT/EP2016/057597**

87 Fecha y número de publicación internacional: **17.08.2017 WO17137098**

96 Fecha de presentación y número de la solicitud europea: **07.04.2016 E 16716020 (9)**

97 Fecha y número de publicación de la concesión europea: **01.07.2020 EP 3427451**

54 Título: **Método y conmutador para gestionar tráfico en una red de transporte**

30 Prioridad:

08.02.2016 US 201662292550 P

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

26.03.2021

73 Titular/es:

**TELEFONAKTIEBOLAGET LM ERICSSON (PUBL)
(100.0%)**

164 83 Stockholm, SE

72 Inventor/es:

**CAVALIERE, FABIO;
BOTTARI, GIULIO y
STRACCA, STEFANO**

74 Agente/Representante:

ELZABURU, S.L.P

ES 2 814 179 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 conmutador para gestionar tráfico en una red de transporte

Campo técnico

5 La presente invención se refiere a redes de comunicaciones, en general, y en particular a gestionar tráfico en una red de transporte que conecta elementos de una Estación Base de Radio distribuida.

Antecedentes

10 En las redes de comunicación celular, las estaciones base de radio (RBS) proporcionan cobertura de red de radio sobre un área de cobertura o célula. Los enlaces de comunicación entre las RBS de una red y el segmento central de la red de comunicación se denominan red de retorno. En las arquitecturas tradicionales, tanto el procesamiento de radio como de banda base se realizan en la RBS, que emite una señal Ethernet que luego se transporta a través de la red de retorno mediante el uso de microondas y/o fibra óptica.

15 En estas arquitecturas tradicionales donde tanto el procesamiento de banda base como el de radio están integrados en un solo elemento de red este elemento de red se coloca en el sitio de la célula. Esto requiere energía, espacio de bienes raíces y torres de telefonía relativamente grandes. A medida que el tamaño de las células se hace más pequeño, es necesario construir y operar más sitios.

20 En algunas implementaciones, las RBS pueden estar separadas geográficamente en una o más Unidades de Radio Remotas (RU o RRU) y una o más unidades de procesamiento de banda base, lo que permite, entre otras ventajas, optimizar la ubicación de la unidad de radio. El escenario con arquitectura de una red de acceso por radio basada en una estación base de radio distribuida se identifica ampliamente como Red de Acceso por Radio Centralizada o en la Nube (CRAN). Las RRU pueden denominarse equipos de radio (RE). Las unidades de procesamiento de banda base pueden denominarse Unidades Digitales (DU) o Controladores de Equipos de Radio (REC). Los enlaces de comunicación entre RE y REC en tales implementaciones se denominan colectivamente red frontal, y la interfaz entre RE y REC se denomina en la siguiente descripción como Interfaz de Red Frontal (FHI). La Interfaz de Radio Pública Común (CPRI) especifica un protocolo de interfaz para la FHI, que gestiona la comunicación entre RE y REC. Se puede acceder a la última versión de la especificación CPRI aquí: http://www.cpri.info/downloads/CPRI_v_7_0_2015-10-09.pdf.

30 Los nuevos modelos de división de radio están bajo definición para satisfacer las demandas de alto ancho de banda de 5G, aprovechando la distribución diferente de las funciones de radio entre el equipo del lado de la antena y los nodos de procesamiento centralizado. Esto implicará, por ejemplo, trasladar parte del procesamiento de radio hacia el lado de la antena, especialmente para los servicios críticos de latencia.

35 En las redes convergentes, que abarcan tanto la red frontal como la red de retorno, así como otro tipo de tráfico, como OTN, el tráfico CPRI debe transportarse a largas distancias entre el sitio del grupo de DU y el sitio de RRU o RBU (red frontal es un término que se usa a menudo para identificar este segmento del transporte de tráfico móvil). Además, varios nodos de conmutación pueden estar presentes entre los sitios de DU y RRU o RBU. Como se discutió en solicitudes de patente anteriores, PCT/EP2015/054502 y PCT/EP2015/077556, el tráfico CPRI tiene estrictos requisitos de latencia, fluctuación y simetría y, por esta razón, requiere disposiciones especiales de conmutación. En particular la latencia general a través de la red estará dentro de aproximadamente 100 μ s (microsegundos).

40 Se están estudiando varias opciones de transporte, incluido el transporte basado en paquetes (por ejemplo, basado en Ethernet), para superar las limitaciones de ancho de banda de CPRI. Sin embargo, para algunas de estas opciones los requisitos de latencia son similares a los de CPRI por lo que también requieren mecanismos de conmutación especiales para el control de latencia E2E sobre la red de transporte.

45 Es importante tener en cuenta que los receptores de radio esperan los paquetes en la misma secuencia en que se transmiten. Por lo tanto todos los paquetes del mismo flujo deben seguir la misma ruta E2E (de extremo a extremo) mediante el diseño de la red de transporte para que no cambie la secuencia de paquetes (por ejemplo mediante la asignación de túneles como en una red de paquetes normal).

Se conoce un documento relacionado con la asignación de prioridad a los paquetes en la red de Servicio de LAN Privada Virtual, a saber el documento de Estados Unidos US7391777B2. Sin embargo, los dispositivos y operaciones como en la invención que se describirá ahora no se describen ni se sugieren en este documento.

Compendio

50 El objetivo de la presente invención es evitar al menos algunas de las desventajas anteriores y proporcionar un método mejorado para gestionar el tráfico en una red de transporte que conecta elementos de una Estación Base de Radio distribuida y un conmutador para implementar este método.

Por consiguiente, la invención busca preferiblemente mitigar, aliviar o eliminar una o más de las desventajas mencionadas anteriormente individualmente o en cualquier combinación.

Según un primer aspecto de la presente invención se proporciona un método para gestionar el tráfico de una pluralidad de paquetes en una pluralidad de flujos de paquetes transmitidos mediante el uso de una interfaz con intervalos de tiempo, mientras que los flujos de paquetes atraviesan una pluralidad de conmutadores de una red de transporte según una ruta asignada desde un nodo de origen a un nodo de destino, la red de transporte que conecta elementos de una estación base de radio distribuida. El método, realizado en un conmutador individual, comprende determinar una latencia de extremo a extremo de una pluralidad de paquetes que atraviesan dicho conmutador individual en flujos de paquetes y asignar valores de prioridad a los paquetes que atraviesan el conmutador individual. Un valor de prioridad de un paquete depende de la latencia de extremo a extremo determinada de dichos paquetes y la prioridad más alta se asigna a los paquetes con la latencia de extremo a extremo más alta. El método comprende además asignar un intervalo de tiempo en una interfaz de salida del conmutador individual al paquete que tiene el valor de prioridad más alto entre los paquetes que compiten por dicho intervalo de tiempo.

Según un segundo aspecto de la presente invención se proporciona un conmutador para reenviar paquetes a un nodo de red de una red de transporte, la red de transporte que conecta elementos de una estación base de radio distribuida. Los paquetes atraviesan la red de transporte según una ruta asignada desde un nodo de origen a un nodo de destino. El conmutador comprende una pluralidad de puertos de entrada/salida conectados a una matriz de conmutación, un procesador y una memoria. La memoria contiene instrucciones ejecutables por dicho procesador mediante las cuales dicho conmutador es operativo para determinar la latencia de extremo a extremo de una pluralidad de paquetes que atraviesan el conmutador en flujos de paquetes y para asignar valores de prioridad a los paquetes que atraviesan el conmutador. Un valor de prioridad de un paquete depende de la latencia de extremo a extremo determinada de dicho paquete y la prioridad más alta se asigna a los paquetes con la latencia de extremo a extremo más alta. El conmutador también es operativo para asignar un intervalo de tiempo en una interfaz de salida del conmutador al paquete que tiene el valor de prioridad más alto entre los paquetes que compiten por dicho intervalo de tiempo.

Según un tercer aspecto de la presente invención se proporciona un elemento de red centralizado para orquestar el reenvío de paquetes en una red de transporte, la red de transporte que conecta los elementos de una estación base de radio distribuida. Los paquetes atraviesan la red de transporte según una ruta asignada desde un nodo de origen a un nodo de destino. El elemento de red centralizada comprende un procesador, una memoria y una interfaz de comunicación para conectarse a una pluralidad de conmutadores en la red. La memoria contiene instrucciones ejecutables por dicho procesador mediante las cuales dicho elemento de red centralizado es operativo para determinar la latencia de extremo a extremo de una pluralidad de paquetes que atraviesan un conmutador en flujos de paquetes y para ordenar al conmutador que asigne valores de prioridad a los paquetes que atraviesan el conmutador. Un valor de prioridad de un paquete depende de la latencia de extremo a extremo determinada de dicho paquete y la prioridad más alta se asigna a los paquetes con la latencia de extremo a extremo más alta. El elemento de red centralizado también es operativo para ordenar al conmutador que asigne un intervalo de tiempo en una interfaz de salida del conmutador al paquete que tiene el valor de prioridad más alto entre los paquetes que compiten por dicho intervalo de tiempo.

Según un cuarto aspecto de la presente invención se proporciona una red de transporte que comprende una pluralidad de conmutadores. La red conecta al menos una unidad de banda base, BBU, y una pluralidad de unidades de radio remotas, RRU o Unidades de Banda Base de Radio, RBU, en donde los conmutadores están adaptados para operar según el método definido anteriormente.

Otras características de la presente invención se reivindican en las reivindicaciones dependientes.

La presente invención proporciona las siguientes ventajas:

- Aborda el problema de minimizar las latencias E2E a nivel de red para interfaces de paquetes de tiempo crítico.
- Se puede utilizar en una red que transporta tanto CPRI como paquetes de una interfaz con intervalos de tiempo.
- Se puede aplicar a cualquier ruta calculada de extremo a extremo.

- Los nodos heredados, que no implementan el método, aún pueden ser parte de la red. En este caso, la latencia introducida por estos nodos no compatibles será medida o estimada y luego considerada en los cálculos realizados por los nodos compatibles, que implementan la invención.

Breve descripción de los dibujos

La presente invención se entenderá y apreciará más completamente a partir de la siguiente descripción detallada tomada junto con los dibujos en los que:

La Figura 1 es un diagrama que ilustra un paquete Ethernet que incluye un campo de presupuesto de latencia en una realización de la presente invención;

La Figura 2A es un diagrama de flujo que ilustra un método para gestionar el tráfico en una realización de la presente invención;

La Figura 2B es un diagrama de flujo que ilustra un método para gestionar el tráfico en una realización de la presente invención;

La Figura 3 es un diagrama que ilustra una red frontal que opera según una realización de la presente invención;

La Figura 4 es un diagrama que ilustra un conmutador en una realización de la presente invención;

5 La Figura 5 es un diagrama de flujo que ilustra un método para gestionar el tráfico en otra realización de la presente invención;

La Figura 6 es un diagrama que ilustra un elemento de red centralizado para orquestar el reenvío de paquetes en una red frontal en una realización de la presente invención;

La Figura 7 es un diagrama que ilustra un conmutador en una realización alternativa de la presente invención;

10 La Figura 8 es un diagrama que ilustra un elemento de red centralizado para orquestar el reenvío de paquetes en una red frontal en una realización alternativa de la presente invención.

Descripción detallada

15 En la siguiente descripción, con fines explicativos y no limitativos, se exponen detalles específicos tales como arquitecturas, interfaces, técnicas, etc. particulares con el fin de proporcionar una comprensión completa de la invención. Sin embargo, será evidente para los expertos en la técnica que la invención se puede poner en práctica en otras realizaciones que se aparten de estos detalles específicos. En otros casos, se omiten descripciones detalladas de dispositivos, circuitos y métodos bien conocidos para no oscurecer la descripción de la invención con detalles innecesarios.

20 La referencia en toda la especificación a "una realización" o "una realización" significa que un rasgo, estructura o característica particular descrita en conexión con una realización se incluye en al menos una realización de la presente invención. Por tanto, la aparición de las frases "en una realización" o "en una realización" en varios lugares a lo largo de la memoria descriptiva no se refieren necesariamente a la misma realización. Además, los rasgos, estructuras o características particulares pueden combinarse de cualquier manera adecuada en una o más realizaciones.

25 Para aclarar la terminología utilizada en este documento y en este campo técnico nos referiremos al dibujo esquemático ilustrado en la Figura 3. Aquí podemos identificar dos ubicaciones donde se colocan elementos de estaciones base de radio distribuidas:

- Lado de la antena - en la Figura 3, es el lugar a la izquierda con los íconos de la antena y los elementos marcados como RBU1 - RBU5.

30 - Oficina central o, en otras palabras, el lugar centralizado donde se realiza todo o parte del procesamiento de banda base. En la Figura 3 estos son P1 y P2.

En el escenario que se muestra en la Figura 3 y que se describe más adelante en este documento estos dos lugares están separados geográficamente y conectados por una red de transporte también conocida, como se explicó anteriormente, como Interfaz de Red Frontal o red Frontal.

35 Lo que se encuentra en el lado de la antena se denomina Equipo de Radio (RE). RE es un término que se origina en la especificación CPRI. La distribución geográfica de las funciones de una Estación Base de Radio puede implementarse de diferentes formas. En algunas implementaciones, el Equipo de Radio puede comprender una Unidad de Radio Remota (RRU) en implementaciones alternativas el Equipo de Radio puede realizar algún procesamiento de banda base entonces el RE se denomina Unidad de Banda Base de Radio (RBU).

40 Lo que está ubicado en la oficina central se denomina Controlador de Equipo de Radio (REC). REC es igualmente un término que se origina en la especificación CPRI. Se utilizan diferentes nombres con referencia a REC, por ejemplo Unidad digital (DU) o Unidad de Banda Base (BBU).

45 Debe apreciarse que independientemente de los términos que se utilicen con referencia al Equipo de Radio y al Controlador de Equipo de Radio estos elementos son los nodos de origen y destino (nodos finales) de las rutas de extremo a extremo a través de la red de transporte con una pluralidad de nodos (conmutadores) ubicada entre estos nodos finales. La invención que ahora se describirá en sus realizaciones está enfocada a gestionar el tráfico en los nodos (conmutadores) ubicados entre estos nodos finales y por lo tanto el modelo de distribución de las funciones entre el RE y REC no afecta la forma en que opera la presente invención en sus realizaciones. .

50 Los inventores se han dado cuenta de que una forma de soportar la arquitectura para redes 5G discutida en la sección de antecedentes puede ser mediante el uso de paquetes en una interfaz con intervalos de tiempo. En tal técnica de división de tiempo se permite que una fuente transmita paquetes solo en intervalos de tiempo fijos. Para permitir la multiplexación estadística entre múltiples flujos de paquetes de este tipo, a diferencia de CPRI, los paquetes se transmiten solo en presencia de tráfico real. Esto, a su vez, permite oportunidades de optimización en el transporte.

En una realización los paquetes de la interfaz con intervalos de tiempo descritos anteriormente se encapsulan como carga útil en una trama Ethernet normal, para gestionar todas las características relevantes para la red de transporte. Dichos paquetes pueden encapsularse un paquete por una trama Ethernet o múltiples paquetes por una trama Ethernet.

5 Al considerar una red de conmutadores, que es el caso más desafiante (los conmutadores que actúan solo en el nivel de longitud de onda introducen una latencia insignificante pero pueden ser ineficaces en el ancho de banda, como se explica en el documento PCT/EP2015/077556) el problema que pretendemos resolver es la contención de tramas Ethernet que ingresan en diferentes puertos de entrada del conmutador que intentan compartir el mismo puerto de salida.

10 En aras de la simplicidad, en una realización, se supone que todas las tramas Ethernet de entrada tienen la misma clase de servicio. En realizaciones alternativas se pueden gestionar diferentes clases de servicios en la parte superior del mecanismo propuesto como en los conmutadores Ethernet normales. La clase de servicio de las tramas Ethernet se hereda de uno de los flujos de paquetes de los paquetes encapsulados en las tramas Ethernet. En la descripción de la presente solución Ethernet se usa como una realización preferida porque al usar Ethernet es posible explotar sus características (dirección de origen, dirección de destino, clase de servicio, etc.), pero la solución descrita en esta descripción es realmente sobre abordar el problema de entregar paquetes de la interfaz con intervalos de tiempo al destino en el mismo orden en que se enviaron los paquetes desde la fuente. Por tanto, en realizaciones alternativas se puede usar una tecnología diferente en lugar de Ethernet para encapsular los paquetes de la interfaz con intervalos de tiempo. Realizaciones de la presente invención son particularmente ventajosas para gestionar el tráfico en tiempo real o casi en tiempo real, pero son igualmente aplicables al tráfico en tiempo no real.

La meta de la solución propuesta es garantizar la latencia de extremo a extremo más baja posible para cada flujo de paquetes mediante un manejo inteligente de todas las disputas que ocurren en los puertos de salida de cada conmutador de paquetes en la red.

25 En la trama, 100, de Ethernet que encapsula el paquete de la interfaz con intervalos de tiempo, se propone introducir un campo, 102, de presupuesto de latencia ejemplo como parte de la carga útil para evitar modificar el estándar Ethernet bien consolidado. Esta realización de una trama Ethernet según la solución descrita en este documento se ilustra en la Figura 1.

Sin embargo, en una realización alternativa es posible modificar la cabecera de Ethernet al añadir el campo de presupuesto de latencia.

30 Los paquetes en el mismo flujo pueden experimentar diferentes valores de latencia porque estos valores dependen de si otras fuentes de tráfico son transmitidas o no. Por lo tanto el presupuesto de latencia debe gestionarse para cada trama Ethernet individual que encapsula el paquete. En las realizaciones en las que usamos una única trama Ethernet para encapsular más de un paquete los campos de presupuesto de latencia deben asignarse para cada paquete en la trama.

35 En una realización preferida el campo de presupuesto de latencia tiene dos subcampos:

- Latencia acumulada: es la suma de las contribuciones de latencia de todos los conmutadores y enlaces ya atravesados por las tramas Ethernet. La latencia acumulada se determina mediante medición y/o estimación (por ejemplo se estiman las contribuciones de propagación de la fibra) a la entrada de cada nodo de conmutación.

40 - Latencia pronosticada: es la contribución de latencia estimada de todos los enlaces y nodos que las tramas Ethernet deben cruzar antes de llegar a su destino. Por ejemplo, se puede estimar mediante el plano de control, basándose en mediciones estadísticas.

45 La latencia de extremo a extremo que es igual a la suma de la latencia acumulada y la latencia pronosticada se utiliza como parámetro para priorizar los flujos en situaciones en las que una pluralidad de tramas Ethernet con paquetes encapsulados solicitan acceso a la misma línea de salida (puerto de salida) del conmutador Ethernet - cuanto mayor sea la latencia, mayor será la prioridad. Inicialmente, cuando la trama Ethernet con un paquete encapsulado de la interfaz con intervalos de tiempo ingresa al primer conmutador después de ser transmitida por el nodo de origen, la latencia E2E se basa completamente en la latencia pronosticada, mientras que al final de la ruta, es decir en el último conmutador antes del nodo de destino, la latencia E2E es igual a la latencia acumulada.

50 El mecanismo se puede modificar fácilmente para dar diferentes pesos a los paquetes que tienen diferentes clases de servicio.

55 Con referencia a la Figura 2A se describirá una realización de un método para gestionar el tráfico de una pluralidad de paquetes organizados en una pluralidad de flujos de paquetes. En esta realización los paquetes se transmiten mediante el uso de una interfaz con intervalos de tiempo y dichos flujos de paquetes atraviesan una pluralidad de conmutadores según una ruta asignada. En una realización preferida el método comprende determinar la latencia, 202, de extremo a extremo de una pluralidad de paquetes que atraviesan un conmutador actual en los flujos de paquetes. El método comprende además asignar valores, 204, de prioridad a los paquetes que atraviesan el

conmutador actual, en donde un valor de prioridad de un paquete depende de la latencia de extremo a extremo determinada de dicho paquete y asignar un intervalo, 206, de tiempo en una interfaz de salida del conmutador actual al paquete que tiene el valor de prioridad más alto entre los paquetes que compiten por dicho intervalo de tiempo.

5 Como se ilustra en la Figura 2B la determinación de la latencia, 202, de extremo a extremo preferiblemente comprende determinar una latencia, 210, acumulada desde un nodo fuente al conmutador actual y estimar una latencia, 212, pronosticada desde el conmutador actual a un nodo de destino basado en la ruta asignada al flujo de paquetes. Finalmente, la latencia de extremo a extremo se calcula como una suma de los valores de latencia acumulados y pronosticados.

10 En una realización preferida la operación de estimar la latencia pronosticada comprende determinar una latencia acumulada desde el nodo de destino al conmutador actual basándose en paquetes que viajan desde el nodo de destino al conmutador actual. Esto es aplicable en situaciones en las que la ruta entre el conmutador actual y el nodo de destino es bidireccional. En esta situación es posible utilizar el retardo real de los conmutadores y enlaces ubicados antes del conmutador actual. Esto sigue siendo una estimación, aunque más precisa, porque al momento de usar esta información las condiciones en la red pueden cambiar y será una información histórica y no actual.

15 Preferiblemente, la latencia de extremo a extremo determinada en el nodo C, para un flujo i dado, puede expresarse mediante la suma de tres contribuciones, donde el nodo intermedio genérico, en una ruta de flujo E2E, se indica como el nodo actual C:

$$\tilde{L}_{E2E}(i, C) = L_{S,C}(i) + L_C(i) + \tilde{L}_{C,D}(i)$$

donde:

20 - $L_{S,C}(i)$ es la latencia medida, acumulada, desde S (fuente) a C para el flujo i; se ha acumulado en los nodos y los enlaces atravesados en una sub-ruta parcial hasta C.

- $L_C(i)$ es la latencia que el nodo C impone al flujo; está determinada por un retardo de desplazamiento mínimo pero se puede incrementar si se priorizan otros flujos.

25 - $\tilde{L}_{C,D}(i)$ es la latencia estimada, pronosticada desde C a D (destino); la sub-ruta final para llegar al destino introducirá una contribución de latencia adicional y el componente acumulado en los nodos no es determinista.

Se puede ver que la estimación de latencia pierde importancia a medida que el nodo C actual se acerca al nodo de destino porque las mediciones prevalecen sobre las estimaciones.

El método propuesto opera, en un nodo individual (conmutador), según los siguientes pasos.

Para cada nodo n de la red

30 *Para cada flujo i que atraviesa el nodo n*

Calcula $\tilde{L}_{E2E}(i, n)$

Siguiente i

Transmite en el siguiente intervalo el flujo con máximo $\tilde{L}_{E2E}(i, n)$ entre todos los flujos que atraviesan n

35 *Siguiente n*

El procedimiento se aplica en un nodo individual (preferiblemente cada nodo atravesado por el flujo) al considerar todos los flujos que compiten por un intervalo de tiempo saliente desde el mismo puerto de salida en el nodo. En la práctica, el programador de nodos asigna "el siguiente intervalo" para la transmisión saliente al flujo que se espera que acumule la peor latencia E2E (es decir la latencia más alta) entre todos los flujos que cruzan el nodo (conmutador).

40 Al considerar la red general y el conjunto completo de flujos, la meta es igualar tanto como sea posible las latencias E2E de todos los flujos.

Preferiblemente, la determinación de la latencia de extremo a extremo comprende considerar el retardo de conmutación introducido por los conmutadores a lo largo de la ruta e ignorar el retardo de propagación. Esto puede resultar ventajoso en determinadas situaciones. Por ejemplo, si un primer flujo tiene que viajar 1 km y un segundo 10 km hasta el conmutador actual teniendo en cuenta el retardo de propagación se penalizaría innecesariamente el primer flujo.

45 En otra realización asignar valores de prioridad a los paquetes que atraviesan el conmutador actual comprende aplicar factores de ponderación basados en la clase de servicio asociada con los paquetes. Esta realización refleja el hecho

de que un flujo de tráfico puede ser más importante que otro flujo de tráfico y su importancia relativa (reflejada por la clase de servicio) puede ser un factor adicional a considerar.

En una realización preferida las operaciones del método se aplican por separado dentro de cada clase de servicio asociada con los paquetes. En esta realización todo el tráfico en el conmutador actual se divide en flujos separados dependiendo de su clase de servicio y luego las operaciones del método se aplican por separado para cada clase fuera de servicio. De esta forma cada clase de servicio se procesa independientemente de las otras clases. Esta realización tiene la ventaja de que no afecta la jerarquía establecida de las clases de servicio, sino que mejora la gestión de los flujos de paquetes dentro de la clase de servicio individual. En una modificación de esta realización las operaciones del método se aplican a paquetes que tienen la misma clase de servicio. Esta realización alternativa permite excluir una cierta clase de servicio de la gestión como se describe anteriormente. La cierta clase de servicio puede ser por ejemplo un tráfico prevaciable de baja prioridad servido con el mejor esfuerzo. La ventaja de esta realización es que los recursos de procesamiento en el conmutador actual se ahorrarán (no se utilizarán en el procesamiento de tráfico de baja prioridad), lo que mejorará el rendimiento del conmutador.

Como se mencionó anteriormente, en una realización preferida los paquetes de los flujos de paquetes se transportan en la red frontal encapsulados como carga útil en tramas Ethernet. En realizaciones alternativas se puede usar otra interfaz de transporte de red en lugar de Ethernet. Una red frontal en este documento es una red de transporte que conecta elementos de una Estación Base de Radio distribuida, es decir conecta RE y REC como se discutió anteriormente y se ilustra en la Figura 3.

Como se ilustra en la Figura 5, el método comprende preferiblemente registrar, 502, en un campo de información dedicado asociado con un paquete que atraviesa el conmutador actual la latencia de extremo a extremo determinada para este paquete. En una realización preferida en la que la carga útil de una trama, 100, Ethernet se usa para transportar el paquete de la interfaz con intervalos de tiempo el campo, 102, de información dedicado asociado con el paquete también se inserta en la carga útil de la trama 100 Ethernet. Esto se ilustra en la Figura 1. La latencia de extremo a extremo determinada puede registrarse como valores separados para la latencia acumulada y la latencia pronosticada; alternativamente, puede registrarse como valores separados para la latencia acumulada, la latencia pronosticada y la latencia impuesta por el conmutador actual. En otra realización más en el campo de información dedicado la latencia de extremo a extremo determinada puede registrarse como un valor total único que incluye los componentes discutidos anteriormente.

A medida que la trama Ethernet con el paquete encapsulado de la interfaz con intervalo de tiempo viaja a lo largo de la ruta hacia el nodo de destino el registro de la latencia de extremo a extremo determinada comprende actualizar la información sobre la latencia de extremo a extremo determinada transportada en dicho campo de información de un conmutador anterior.

En una realización particularmente ventajosa, el método comprende solicitar, 506, a un elemento de cálculo de ruta que re-enrute una ruta particular a un nodo de destino si las condiciones de la red no garantizan el cumplimiento de las necesidades, 504, de latencia de extremo a extremo. En particular se puede solicitar, 506, el re-enrutamiento de la ruta particular al nodo de destino si la latencia de extremo a extremo determinada está en o por encima de un umbral, 504. La ventaja de esta realización es que no solo permite una mejor gestión de los flujos de paquetes a lo largo de una ruta predefinida, pero también permite reaccionar a las condiciones cambiantes de la red y el re-enrutamiento una vez que las condiciones de la red se deterioran y no se puede garantizar el rendimiento esperado.

En otra realización, este documento describe una red de conmutadores, en la que un conmutador individual de la red está adaptado para operar según el método descrito anteriormente. En una realización preferida todos los conmutadores de la red están adaptados para operar según este método. En una realización alternativa solo algunos de los conmutadores operan según este método. Los conmutadores que no son capaces de procesar la información de latencia conmutan las tramas Ethernet con paquetes encapsulados de la misma manera que los conmutadores conocidos y los conmutadores capaces de manejar la información de latencia asignarán prioridad en función de la información de latencia de extremo a extremo. En otras palabras, los conmutadores que no son capaces de procesar la información de latencia simplemente ignorarán la información de latencia y los conmutadores capaces de procesar la información de latencia determinarán los componentes de la latencia de extremo a extremo mediante el uso de la estimación donde no es posible obtener medidas. En la Figura 3 se ilustra una realización de la red que opera según el método descrito en este documento.

La Figura 3 ilustra un escenario de un procesamiento de banda base (parcialmente) centralizado basado en Unidades de Banda Base de Radio, RBU, que operan como Equipo de Radio (RE) y Unidades de Banda Base, BBU, que operan como Controladores de Equipo de Radio (REC). Como se explicó anteriormente RE y REC son elementos de una Estación Base de Radio distribuida en la que el controlador (REC) que comprende al menos algunas funciones de procesamiento de banda base está centralizado y sirve a una pluralidad de elementos RE ubicado remotamente. Las RBU y BBU se comunican mediante flujos de paquetes a través de una interfaz con intervalos de tiempo. Cinco macro sitios, con sus RBU, RBU1 - RBU5, están a la izquierda. En la realización ilustrada en la Figura 3 los puntos finales del tráfico que atraviesa la pluralidad de conmutadores incluyen seis unidades de banda base, BBU y cinco Unidades de Banda Base de Radio, RBU1 - RBU5. Las seis BBU están ubicadas en dos hoteles de banda base ubicados a la derecha en dos sitios etiquetados como P1 y P2. Una red de paquetes que comprende doce nodos N1 - N12 se

encuentra en el medio. Un hotel de banda base también se conoce como grupo de banda base: los cabezales de radiofrecuencia en los sitios de la estación base están conectados a través de un enlace de alta velocidad, por ejemplo fibra óptica a un grupo de banda base. Los flujos de paquetes de las RBU a las BBU se consideran un enlace ascendente (UL), mientras que los flujos de paquetes en la dirección opuesta se consideran un enlace descendente (DL).

En una realización alternativa las Unidades de Radio Remotas (RRU) pueden operar como Equipo de Radio en lugar de las RBU y luego las BBU en los dos hoteles de banda base P1 y P2 realizarían todo el procesamiento de banda base para las RRU.

En una realización preferida todos los datos de entrada son síncronos en frecuencia y tienen la misma tasa de bits. Están sincronizados en el tiempo a la entrada de cada conmutador (latencia máxima introducida = 1 trama encapsulada).

Cada flujo se transmite desde un nodo S fuente, atraviesa una secuencia de nodos N_x y una secuencia de enlaces que conectan dichos nodos, y finalmente termina un nodo D destino. Los nodos N_x y los enlaces introducen latencias en cada flujo. En una realización preferida las latencias de enlace se consideran fijas para cada enlace y son independientes del tráfico.

Como se describió anteriormente la prioridad de las tramas Ethernet procesadas por el conmutador se hereda de los paquetes encapsulados en estas tramas. Lo mismo ocurre con la relación entre la latencia de los paquetes y las tramas Ethernet.

En una realización preferida la determinación de la latencia de extremo a extremo comprende añadir la latencia impuesta por el conmutador individual a la latencia acumulada y la latencia pronosticada.

En el ejemplo ilustrado en la Figura 3 se transmiten dos flujos de paquetes:

- Flujo A, marcado con una línea de puntos y con la letra A, desde RBU1 a una de las BBU en P1
- Flujo B, marcado con una línea de puntos y con la letra B, desde RBU3 a una de las BBU en P2

En la Figura 3 la notación $L_{1,4,A}$ se refiere a la latencia en el enlace entre los nodos N1 y N4 experimentada por el flujo A; la notación $D_{1,A}$ se refiere al retardo de conmutación experimentado por el flujo A en el nodo N1. El mismo esquema de notación se aplica en toda la Figura 3.

Las rutas utilizadas por el flujo A y el flujo B comparten los nodos N6 y N10 y el enlace intermedio. Centrémonos primero en el nodo N6.

Los dos flujos compiten por un intervalo de tiempo en el puerto de salida de N6 hacia N10. Se priorizará el flujo que tenga la latencia E2E esperada más alta. Las dos latencias son:

$$\tilde{L}_{E2E}(A, N6) = L_{RBU1,N6}(A) + L_{N6}(A) + \tilde{L}_{N6,P1}(A)$$

y

$$\tilde{L}_{E2E}(B, N6) = L_{RBU2,N6}(B) + L_{N6}(B) + \tilde{L}_{N6,P2}(B)$$

donde:

- $L_{RBU1,N6}(A)$ es la latencia medida entre RBU1 y N6
- $\tilde{L}_{N6,P1}(A)$ es la latencia estimada entre N6 y P1
- $L_{RBU2,N6}(B)$ es la latencia medida entre RBU2 y N6
- $\tilde{L}_{N6,P2}(B)$ es la latencia estimada entre N6 y RBU2

En la hipótesis de que $\tilde{L}_{E2E}(A, N6) > \tilde{L}_{E2E}(B, N6)$ la latencia de extremo a extremo determinada para el flujo A es mayor que la latencia de extremo a extremo determinada correspondiente para el flujo B y el nodo N6 priorizará el flujo A con respecto al flujo B. Como consecuencia $L_{N6}(A)$ será menor que $L_{N6}(B)$, donde $L_{N6}(B)$ y $L_{N6}(A)$ es la latencia impuesta por N6 al flujo A y al flujo B, respectivamente. Como se puede ver en el análisis el flujo A tendrá prioridad sobre el flujo B y esta es la razón por la que la latencia impuesta por el conmutador N6 al flujo B será mayor que la latencia impuesta al flujo A.

Se supone, en una realización preferida, que cada flujo es bidireccional y que las dos direcciones operan en la misma ruta E2E. Opcionalmente, los valores de latencia en una dirección, en un nodo específico, para un flujo específico, pueden usarse para mejorar la precisión de la estimación para el mismo flujo, en el mismo nodo, en la dirección opuesta.

En caso de que la condición actual de la red no permita satisfacer las necesidades de latencia E2E de un flujo determinado, se puede realizar una retroalimentación a un elemento de cálculo de ruta para considerar un re-enrutamiento de dicho flujo a una ruta de extremo a extremo menos congestionada.

5 En realizaciones alternativas los nodos que no implementan el método pueden incluirse en la red. En este caso las latencias introducidas por estos nodos no compatibles serán medidas o estimadas y luego consideradas en los cálculos realizados para los nodos compatibles, que implementan el método. De esta manera, el método puede contribuir a suavizar las diferencias en las latencias de extremo a extremo incluso en redes parcialmente heredadas.

Con referencia a la Figura 4 se describirá ahora una realización de un conmutador adaptado para operar según el método descrito en este documento.

10 En la Figura 4 se ilustra una realización preferida del conmutador, 400, adaptado para operar según el método descrito anteriormente. El conmutador, 400, comprende una pluralidad de puertos, 408 – 410, de entrada/salida conectados a una matriz, 406, de conmutación, un procesador, 402, y una memoria, 404. Dicha memoria, 404, contiene instrucciones ejecutables por dicho procesador, 402. Dicho conmutador 400, al ejecutar dichas instrucciones es operativo para determinar la latencia de extremo a extremo de una pluralidad de paquetes que atraviesa el conmutador, 400, en flujos de paquetes y asigna valores de prioridad a los paquetes que atraviesan el conmutador, 400, en el que un valor de prioridad de un paquete depende de la latencia de extremo a extremo determinada de dicho paquete. El conmutador, 400, también es operativo para asignar un intervalo de tiempo en una interfaz de salida del conmutador al paquete que tiene el valor de prioridad más alto entre los paquetes que compiten por dicho intervalo de tiempo.

20 El conmutador, 400, es operativo para reenviar paquetes a un nodo de red de una red frontal, por ejemplo otro conmutador o un nodo de destino, como un Equipo de Radio (por ejemplo, RRU o RBU) o un Controlador de Equipo de Radio (por ejemplo, DU o BBU). Los paquetes atraviesan la red frontal según una ruta asignada (o predefinida) desde un nodo de origen a un nodo de destino.

25 En una realización preferida para determinar la latencia de extremo a extremo el conmutador, 400, es operable para determinar una latencia acumulada desde el nodo fuente al conmutador y para estimar una latencia pronosticada desde el conmutador al nodo destino en base a la ruta asignada al flujo de paquetes. El conmutador también se puede operar para calcular la latencia de extremo a extremo como la suma de los valores de latencia acumulados y pronosticados.

En una realización preferida los paquetes se encapsulan en tramas de una interfaz de transporte, por ejemplo Ethernet, y la latencia y la prioridad se determinan para las tramas que transportan los paquetes encapsulados.

30 En una realización preferida se usa Ethernet como la interfaz con intervalos de tiempo, pero en realizaciones alternativas en lugar de Ethernet se pueden usar otras tecnologías de transporte con intervalos de tiempo.

35 La metodología de cálculo de ruta, para flujos que atraviesan la red, está fuera del alcance de la presente descripción. Se supone que el método se aplica a un conjunto de flujos cuyas rutas se han calculado de antemano, como se hace en muchas redes ópticas. En una realización alternativa el método propuesto es compatible con una arquitectura de red en la que una entidad centralizada, como un orquestador, por ejemplo, tiene una visibilidad completa de las contribuciones de latencia de los nodos y enlaces. El orquestador también calcula las estimaciones y pronósticos. El propio orquestador puede gestionar la lista de prioridades para cada nodo y determinar el siguiente flujo en línea para cada nodo. Preferiblemente, la clase de servicio también se puede considerar como un parámetro adicional utilizado para determinar las prioridades de flujo por parte del orquestador.

40 Con referencia a la Figura 6 se describirá ahora una realización de un elemento de red centralizado adaptado para operar según el método descrito en este documento.

45 En la Figura 6 se ilustra una realización preferida del elemento, 600, de red centralizado para orquestar el reenvío de paquetes en una red frontal adaptada para operar según el método descrito anteriormente. En realizaciones en las que se usa el elemento 600 de red centralizado, los paquetes atraviesan la red frontal según una ruta asignada desde un nodo de origen a un nodo de destino. El elemento, 600, de red centralizado comprende un procesador, 602, una memoria, 604, y una interfaz, 606, de comunicación para conectarse a una pluralidad de conmutadores en la red. Dicha memoria, 604, contiene instrucciones ejecutables por dicho procesador, 602, por lo que dicho elemento, 600, de red centralizado es operativo para determinar la latencia de extremo a extremo de una pluralidad de paquetes que atraviesan un conmutador en flujos de paquetes y para ordenar al conmutador que asigne valores de prioridad para los paquetes que atraviesan el conmutador, en los que un valor de prioridad de un paquete depende de la latencia de extremo a extremo determinada de dicho paquete. Además, dicho elemento, 600, de red centralizado es operativo para ordenar al conmutador que asigne un intervalo de tiempo en una interfaz de salida del conmutador al paquete que tiene el valor de prioridad más alto entre los paquetes que compiten por dicho intervalo de tiempo.

55 Con referencia a la Figura 7 se describe una realización alternativa de un conmutador, 700, que opera según las realizaciones del método descrito en este documento. El conmutador 700 es para reenviar paquetes a un nodo de red de una red de transporte y los paquetes atraviesan la red de transporte según una ruta asignada desde un nodo de origen a un nodo de destino. El conmutador 700 comprende una pluralidad de puertos, 704 - 706, de entrada/salida

5 conectados a una matriz, 702, de conmutación. El conmutador 700 comprende además medios, 710, para determinar la latencia de extremo a extremo de una pluralidad de paquetes que atraviesan el conmutador en flujos de paquetes y medios, 712, para asignar valores de prioridad a los paquetes que atraviesan el conmutador, 700. Un valor de prioridad de un paquete depende de la latencia de extremo a extremo determinada de dicho paquete. El conmutador 700 comprende además medios, 714, para asignar un intervalo de tiempo en una interfaz de salida del conmutador al paquete que tiene el valor de prioridad más alto entre los paquetes que compiten por dicho intervalo de tiempo.

10 En una realización, los medios 710, 712 y 714 están controlados por unos medios 708 controladores. En otra realización alternativa (no ilustrada) dichos medios 710, 712 y 714 se implementan como funciones proporcionadas por el controlador 708. En otra realización más, dichos medios 710, 712 y 714 así como la matriz 702 de conmutación están conectados a un bus de comunicación (no ilustrado) e intercambian datos y mensajes de control sobre este bus de comunicación.

15 Con referencia a la Figura 8 y una realización alternativa de un elemento, 800, de red centralizado para orquestar el reenvío de paquetes en una red de transporte es descrita. Los paquetes atraviesan la red de transporte según una ruta asignada desde un nodo de origen a un nodo de destino. En una realización preferida el elemento 800 de red centralizado comprende una interfaz, 810, de comunicación para conectarse a una pluralidad de conmutadores en la red. El elemento de red centralizado también comprende medios 804 para determinar la latencia de extremo a extremo de una pluralidad de paquetes que atraviesan un conmutador en flujos de paquetes y medios, 806, para ordenar al conmutador que asigne valores de prioridad a los paquetes que atraviesan el conmutador. En una realización preferida un valor de prioridad de un paquete depende de la latencia de extremo a extremo determinada de dicho paquete. El elemento, 800, de red centralizado comprende además medios, 808, para ordenar al conmutador que asigne un intervalo de tiempo en una interfaz de salida del conmutador al paquete que tiene el valor de prioridad más alto entre los paquetes que compiten por dicho intervalo de tiempo.

20 En una realización, dichos medios 804, 806 y 808 se implementan como funciones proporcionadas por el controlador 802. En una realización alternativa (no ilustrada), los medios 804, 806 y 808 son controlados por un controlador 802, en donde los medios 804, 806 y 808 y el controlador 802 se implementan como módulos separados. En otra realización más, dichos medios 804, 806 y 808 así como la interfaz 810 de comunicación están conectados a un bus de comunicación (no ilustrado) e intercambian datos y mensajes de control sobre dicho bus de comunicación.

25 El elemento, 800, de red centralizado está adaptado para operar según las realizaciones del método descrito anteriormente.

30

REIVINDICACIONES

- 5 1. Un método para gestionar el tráfico de una pluralidad de paquetes en una pluralidad de flujos de paquetes transmitidos mediante el uso de una interfaz con intervalos de tiempo, dichos flujos de paquetes que atraviesan una pluralidad de conmutadores de una red de transporte que conectan elementos de una estación base de radio distribuida según una ruta asignada desde un nodo de origen a un nodo de destino, el método, realizado en un conmutador individual, comprende:
- determinar (202) una latencia de extremo a extremo de una pluralidad de paquetes que atraviesan dicho conmutador individual en flujos de paquetes;
 - 10 - asignar (204) valores de prioridad a los paquetes que atraviesan el conmutador individual, en el que un valor de prioridad de un paquete depende de la latencia de extremo a extremo determinada de dichos paquetes y la prioridad más alta se asigna a los paquetes con la latencia más alta de extremo a extremo;
 - asignar (206) un intervalo de tiempo en una interfaz de salida del conmutador individual al paquete que tiene el valor de prioridad más alto entre los paquetes que compiten por dicho intervalo de tiempo.
2. El método según la reivindicación 1, en el que la determinación de la latencia de extremo a extremo comprende:
- 15 - determinar (210) una latencia acumulada desde un nodo fuente al conmutador individual;
- estimar (212) una latencia pronosticada desde el conmutador individual hasta un nodo de destino en base a la ruta asignada al flujo de paquetes;
 - calcular la latencia de extremo a extremo como una suma de los valores de latencia acumulados y pronosticados.
- 20 3. El método según cualquiera de las reivindicaciones anteriores, en el que la determinación (202) de la latencia de extremo a extremo comprende considerar el retardo de conmutación introducido por los conmutadores a lo largo de la ruta e ignorar el retardo de propagación.
4. El método según una cualquiera de las reivindicaciones anteriores, en el que asignar (202) valores de prioridad a los paquetes que atraviesan el conmutador individual comprende aplicar factores de ponderación basados en la clase de servicio asociado con los paquetes.
- 25 5. El método según cualquiera de las reivindicaciones 1 a 3, en el que las operaciones del método se aplican por separado dentro de cada clase de servicio asociada con los paquetes.
6. El método según cualquiera de las reivindicaciones 1 a 3, en el que las operaciones del método se aplican a paquetes que tienen la misma clase de servicio.
- 30 7. El método según una cualquiera de las reivindicaciones anteriores que comprende registrar (502) en un campo de información dedicado asociado con un paquete que atraviesa el conmutador individual la latencia de extremo a extremo determinada para este paquete.
8. Un conmutador (400) para reenviar paquetes a un nodo de red de una red de transporte, los paquetes que atraviesan la red de transporte según una ruta asignada desde un nodo de origen a un nodo de destino, la red de transporte que conecta elementos de una estación base de radio distribuida, dicho conmutador (400) que comprende una pluralidad de puertos (408-410) de entrada/salida conectados a una matriz (406) de conmutación, un procesador (402) y una memoria (404), dicha memoria (404) que contiene instrucciones ejecutables por dicho procesador (402) por lo que dicho conmutador (400) es operativo para:
- 35 - determinar la latencia de extremo a extremo de una pluralidad de paquetes que atraviesan el conmutador en flujos de paquetes;
- 40 - asignar valores de prioridad a los paquetes que atraviesan el conmutador, en donde un valor de prioridad de un paquete depende de la latencia de extremo a extremo determinada de dicho paquete y la prioridad más alta se asigna a los paquetes con la latencia de extremo a extremo más alta; y
 - asignar un intervalo de tiempo en una interfaz de salida del conmutador al paquete que tiene el valor de prioridad más alto entre los paquetes que compiten por dicho intervalo de tiempo.
- 45 9. El conmutador (400) según la reivindicación 8, en el que al determinar la latencia de extremo a extremo, el procesador es operativo para:
- determinar una latencia acumulada desde el nodo fuente al conmutador;
 - estimar una latencia pronosticada desde el conmutador hasta el nodo de destino basándose en la ruta asignada al flujo de paquetes; y

- calcular la latencia de extremo a extremo como una suma de los valores de latencia acumulados y pronosticados.

10. El conmutador (400) según cualquiera de las reivindicaciones 8 - 9, en el que al determinar la latencia de extremo a extremo el procesador es operativo para considerar el retardo de conmutación introducido por los conmutadores a lo largo de la ruta e ignorar el retardo de propagación.

5 11. El conmutador (400) según cualquiera de las reivindicaciones 8 - 10, en el que al asignar valores de prioridad a los paquetes que atraviesan el conmutador el procesador es operativo para aplicar factores de ponderación basados en la clase de servicio asociada con los paquetes.

10 12. El conmutador (400) según cualquiera de las reivindicaciones 8 - 11, en el que los puntos finales del tráfico que atraviesa la pluralidad de conmutadores incluyen al menos una unidad de banda base, BBU, y una pluralidad de unidades de radio remotas, RRU o Unidades de Banda Base de Radio, RBU.

13. El conmutador (400) según cualquiera de las reivindicaciones 8 - 12, en el que los paquetes de los flujos de paquetes atraviesan el conmutador encapsulado como carga útil en tramas Ethernet.

15 14. Un elemento de red centralizado (600) para orquestar el reenvío de paquetes en una red de transporte, la red de transporte que conecta elementos de una estación base de radio distribuida, los paquetes que atraviesan la red de transporte según una ruta asignada desde un nodo de origen a un nodo de destino, dicho elemento (600) de red centralizado que comprende un procesador (602), una memoria (604) y una interfaz (606) de comunicación para conectarse a una pluralidad de conmutadores en la red, dicha memoria (604) que contiene instrucciones ejecutables por dicho procesador (602) por lo que dicho elemento (600) de red centralizado es operativo para:

20 - determinar la latencia de extremo a extremo de una pluralidad de paquetes que atraviesan un conmutador en los flujos de paquetes;

- ordenar al conmutador que asigne valores de prioridad a los paquetes que atraviesan el conmutador, en el que un valor de prioridad de un paquete depende de la latencia de extremo a extremo determinada de dicho paquete y la prioridad más alta se asigna a los paquetes con la latencia más alta de extremo a extremo;

25 - ordenar al conmutador que asigne un intervalo de tiempo en una interfaz de salida del conmutador al paquete que tiene el valor de prioridad más alto entre los paquetes que compiten por dicho intervalo de tiempo.

15. Una red de transporte que comprende una pluralidad de conmutadores que conectan al menos una unidad de banda base, BBU, y una pluralidad de unidades de radio remotas, RRU o Unidades de Banda Base de Radio, RBU, en la que los conmutadores están adaptados para funcionar según el método definido en las reivindicaciones 1 - 7.

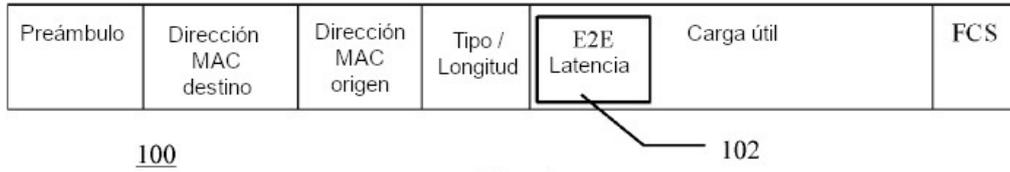


Fig. 1

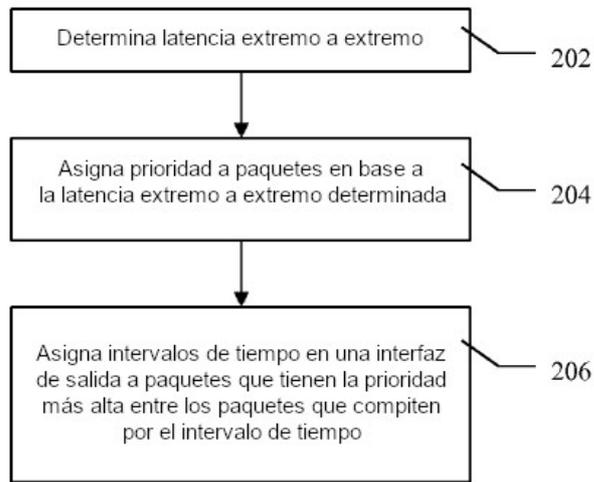


Fig. 2A

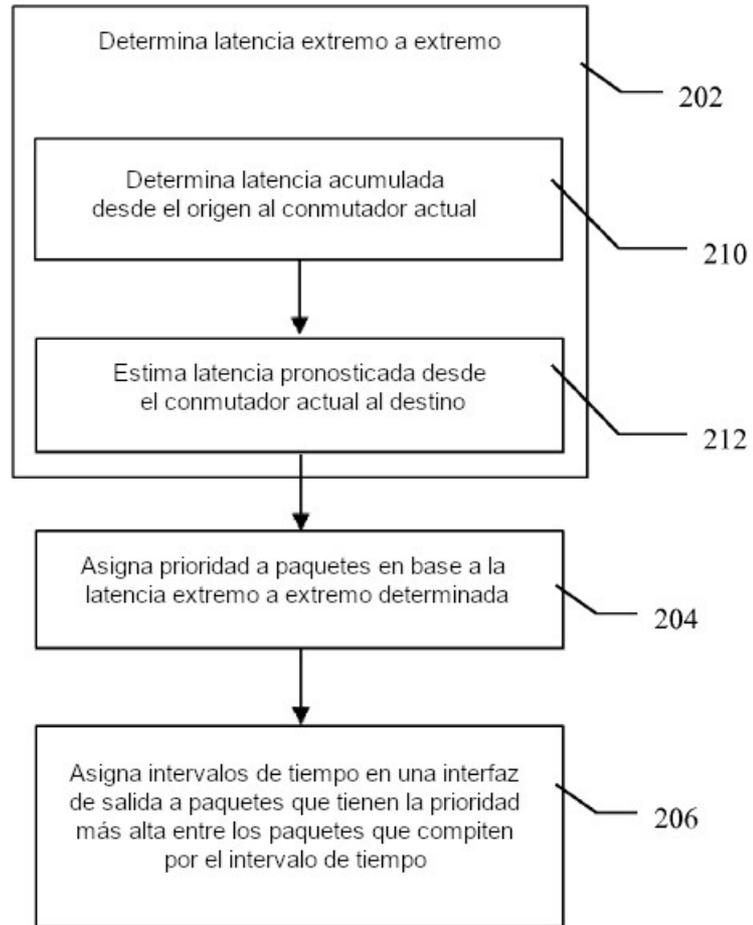


Fig. 2B

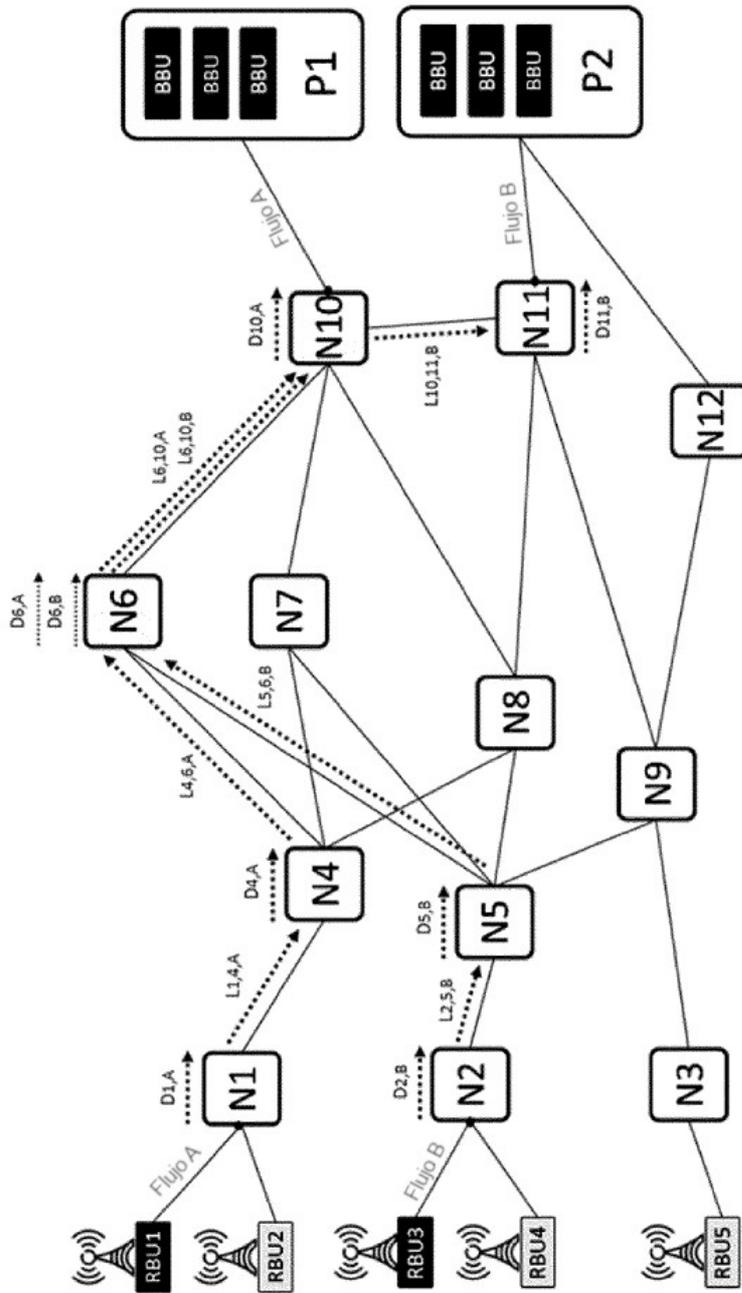


Fig. 3

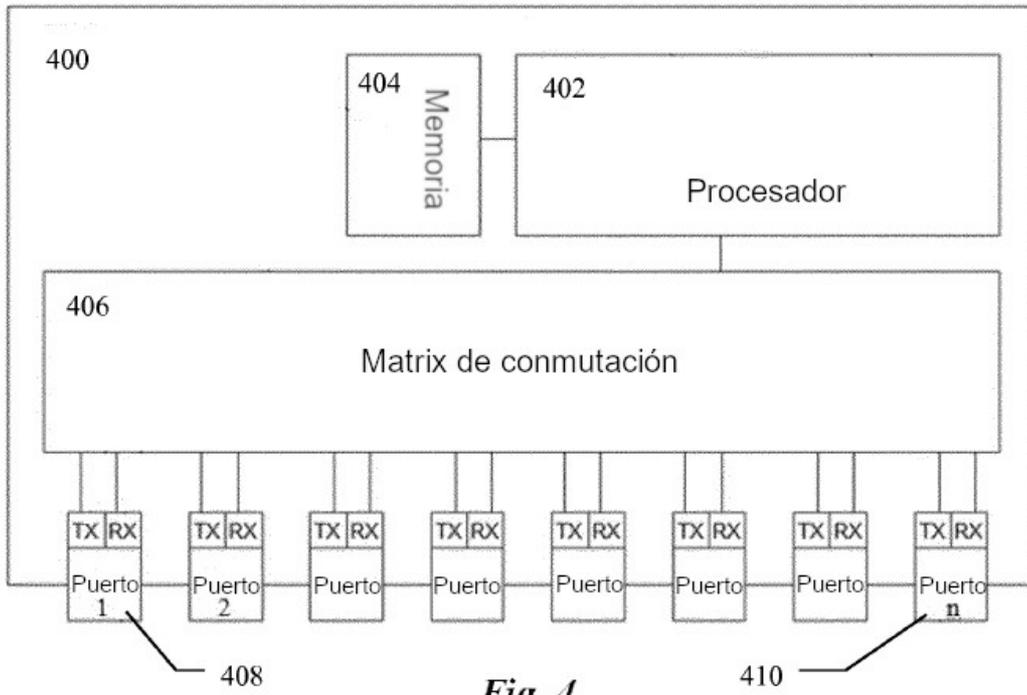


Fig. 4

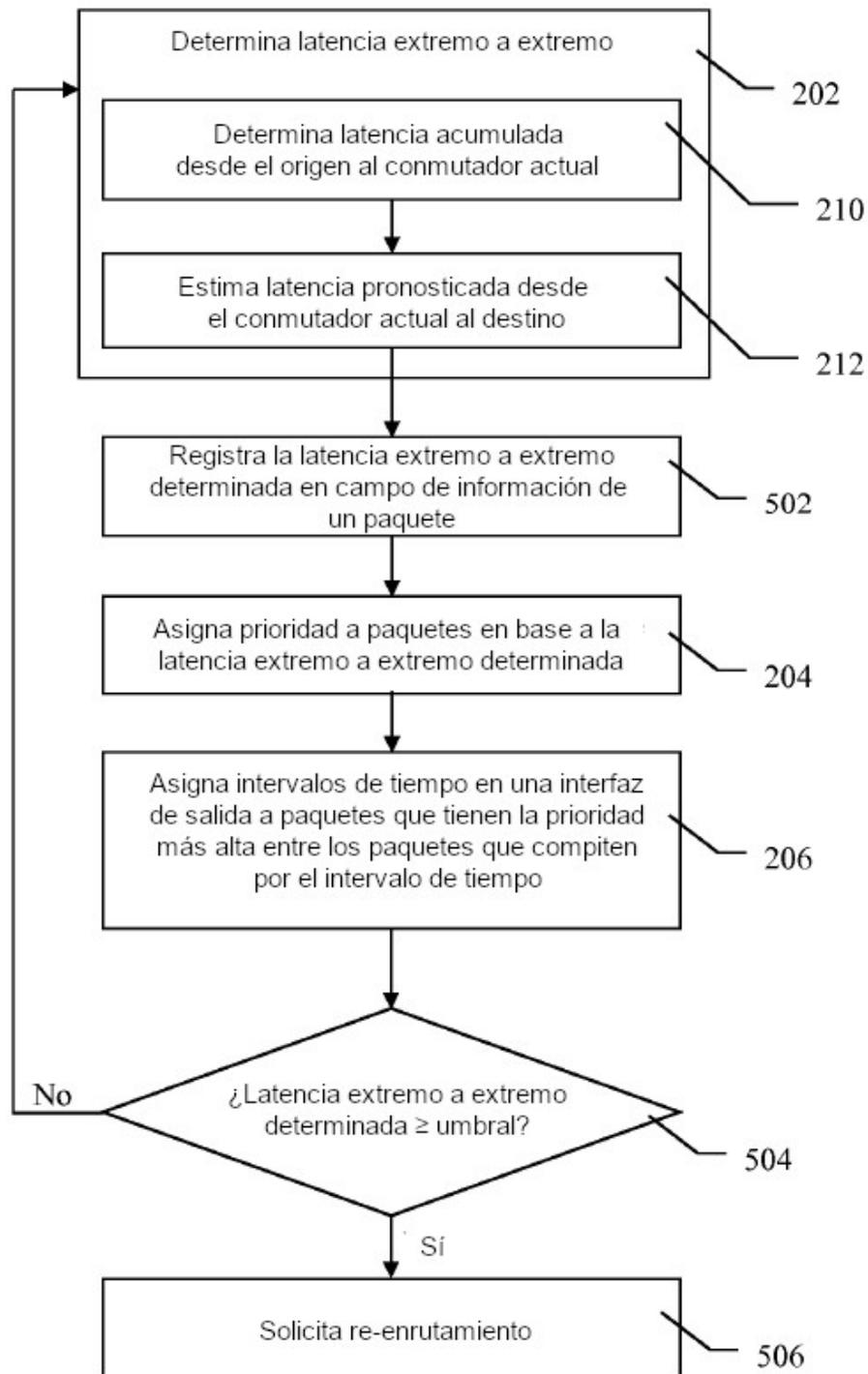


Fig. 5

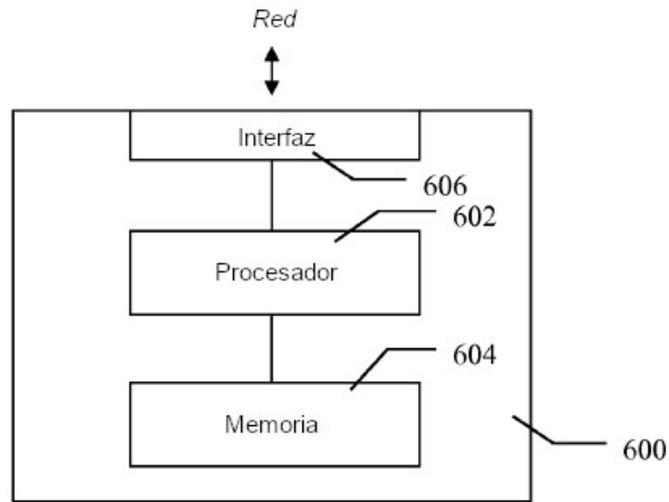


Fig. 6

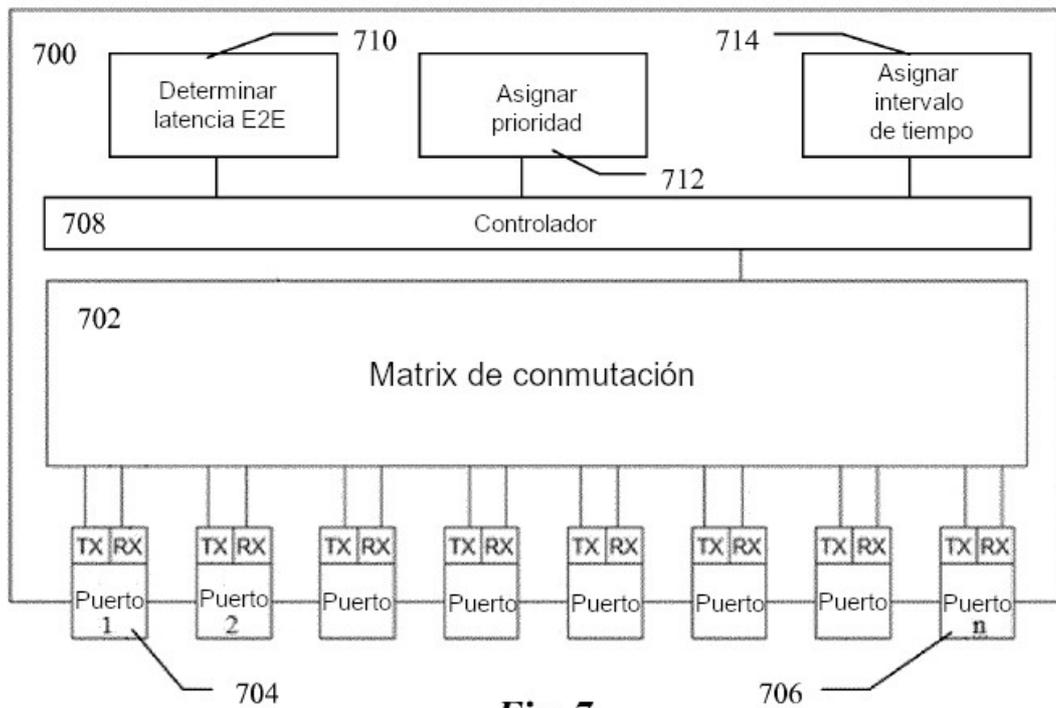


Fig. 7

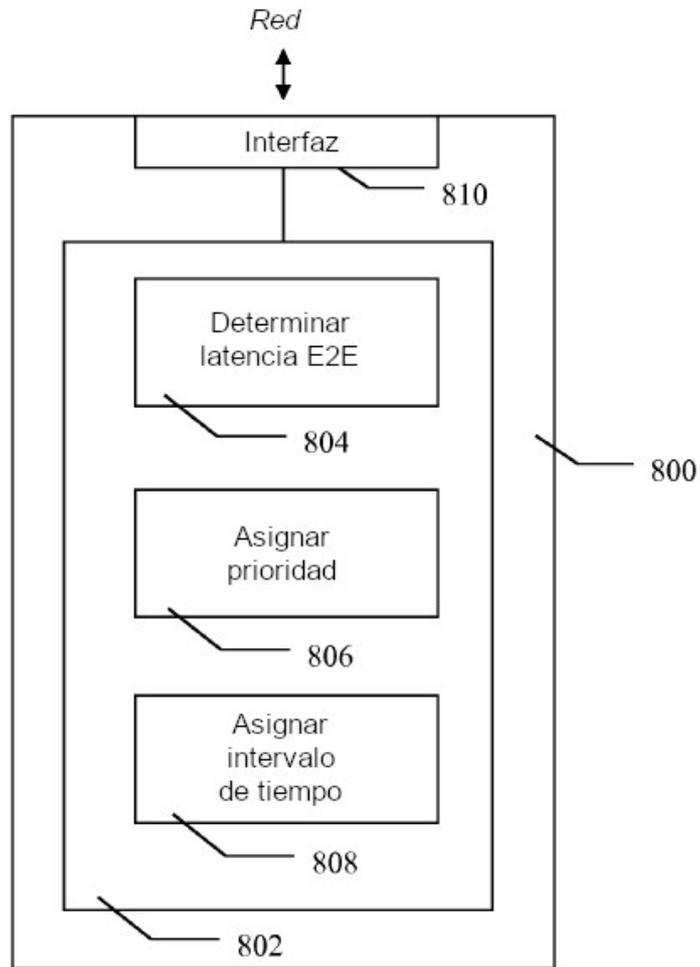


Fig. 8