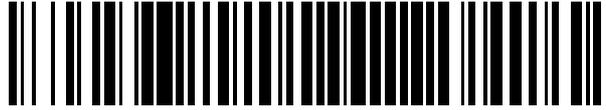


19



OFICINA ESPAÑOLA DE  
PATENTES Y MARCAS

ESPAÑA



11 Número de publicación: **2 425 237**

51 Int. Cl.:

**H04J 3/06**

(2006.01)

12

TRADUCCIÓN DE PATENTE EUROPEA

T3

96 Fecha de presentación y número de la solicitud europea: **07.02.2008 E 08716769 (8)**

97 Fecha y número de publicación de la concesión europea: **22.05.2013 EP 2188933**

54 Título: **Método de marca de tiempo inversa y nodo de red para recuperación de reloj**

30 Prioridad:

**21.09.2007 EP 07116925**

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

**14.10.2013**

73 Titular/es:

**TELEFONAKTIEBOLAGET LM ERICSSON (PUBL)  
(100.0%)  
164 83 Stockholm, SE**

72 Inventor/es:

**TOSCANO, ORAZIO**

74 Agente/Representante:

**DE ELZABURU MÁRQUEZ, Alberto**

**ES 2 425 237 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 de marca de tiempo inversa y nodo de red para recuperación de reloj

5 Campo Técnico

La presente invención se refiere a redes de telecomunicaciones que operan en Multiplexación por División de Tiempo, en general, y en particular a un método de recuperación de reloj de señales de Multiplexación por División de Tiempo transportadas sobre redes de paquete.

10 Antecedentes

Entre los diferentes problemas que necesitan ser tenidos en cuenta en el despliegue de la Red de Siguierte Generación, la recuperación de reloj de las señales de Multiplexación por División de Tiempo (TDM – Time Division Multiplex, en inglés) transportadas sobre redes de paquete está sin ninguna duda en el número de los más cruciales y críticos. Debido a la naturaleza no síncrona de las redes de paquete actuales (por ejemplo, la Ethernet), los diferentes métodos definidos hoy en día para recuperar la sincronización de los servicios de TDM muestran un número de límites de aplicaciones y de problemas de calidad de sincronización que deben ser tratados. En particular la variación del retardo de paquetes (PDV – Packet Delay Variation, en inglés) provocada por la red de paquetes tiene un gran impacto en la calidad del reloj recuperado en todos los métodos de recuperación de sincronización.

20 Las redes de TDM se basan en una distribución de sincronización jerárquica. Uno o más relojes de referencia primarios extremadamente precisos están en la parte superior de la jerarquía, y con sus características de precisión Stratum 1 son adecuados para proporcionar señales de sincronización de referencia a relojes secundarios con precisión Stratum 2. Los relojes secundarios son entonces adecuados para proporcionar sincronización de referencia a nodos de Stratum 3, implementando de esta manera la adecuada jerarquía de sincronización de tiempo necesaria para cumplir los requisitos de funcionamiento y disponibilidad de la red de telecomunicaciones. Este estricto esquema de distribución de sincronización está diseñado para limitar la fluctuación (jitter, en inglés) y la acumulación de divagación (wander, en inglés) con los consiguientes impactos negativos en términos de subflujo/desbordamiento y de errores y falta de disponibilidad de servicios correspondientes.

30 Cuando se emula el transporte de TDM la variación de retardo de paquetes (PDV – Packet Delay Variation, en inglés) introducida por la red de paquetes puede ser mitigada disponiendo los paquetes de TDM en una memoria temporal de fluctuación. El problema con este planteamiento es que la referencia de fuente de TDM de ingreso no está disponible en el lado de salida, y por lo tanto la tasa precisa que debe ser utilizada para datos de salida del reloj de la memoria temporal de fluctuación y el equipo de usuario final, no es conocida.

35 Los métodos conocidos de recuperación de sincronización de fuente de TDM en este escenario incluyen métodos adaptativos, métodos diferenciales y métodos síncronos de red.

40 En el caso adaptativo los Bordes de Proveedor de ingreso y de salida no tienen acceso al reloj de la red, y el reloj de servicio es transportado de manera asíncrona sobre la red de paquetes conmutados (PSN – Packet Switched Network, en inglés).

45 En los métodos diferencial y síncrono de red los Bordes de Proveedor de ingreso y de salida tienen acceso al reloj de la red y el reloj de servicio es transportado de manera asíncrona sobre a PSN en el primer caso y de manera síncrona con la PSN en el último. Los métodos síncrono de red y diferencial funcionan bien, pero plantean el problema de la distribución de la sincronización de referencia a todos los equipos finales.

50 Diferentes planteamientos para conseguir este objetivo incluyen el uso de arquitectura distribuida de reloj de referencia primario (PRC – Primary Reference Clock, en inglés), tal como se define en el estándar ITU-T G.811) tal como los relojes atómicos o los receptores de GPS (este planteamiento, no obstante, podría resultar muy costoso) o la distribución de sincronización maestra a los nodos finales.

55 Un esquema de distribución de sincronización maestra puede conseguirse utilizando una capa física síncrona (por ejemplo, la Capa Física de Ethernet síncrona, o la Jerarquía Digital Síncrona (SDH – Synchronous Digital Hierarchy, en inglés), o por medio de nuevos métodos emergentes (por ejemplo, IEEE 1588, Network Time Protocol – NTP).

Los métodos diferencial y adaptativo permiten la transparencia del reloj de servicio, mientras que en los escenarios síncronos de red el reloj de servicio no está preservado.

60 Cuando se requiere transparencia de sincronización y no está disponible ninguna referencia precisa en el nodo final la única alternativa es intentar el proceso de recuperación de reloj basándose exclusivamente en el tráfico de TDM emulado mediante circuitos (métodos adaptativos). Estas clases de aplicaciones son muy frecuentes y por lo tanto es muy importante ser capaz de manejar los correspondientes problemas de sincronización.

5 Haciendo referencia a los métodos adaptativos se comprende que la clase de técnicas utilizadas para recuperar el reloj se basan exclusivamente en el tráfico de emulación de circuitos de TDM. Esta operación es posible teniendo en cuenta que el dispositivo de TDM de fuente genera bits a una tasa de bits constante determinada por su reloj. Estos bits, no obstante, son recibidos en paquetes afectados por los efectos negativos descritos de variación de retardo de paquetes (PDV – Paquet Delay Variation, en inglés). Como consecuencia, la tarea de recuperación de reloj resulta ser un proceso de filtrado y promediación para negar los efectos de la PDV y capturar la tasa media de flujo original.

10 Las soluciones de bucle enganchado en fase (PLL – Phase Locked Loop, en inglés) son ampliamente utilizadas para regenerar un reloj limpio capaz de aproximarse a la tasa de bits original lo más posible.

Dos métodos conocidos de recuperación de reloj emplean adaptar un reloj local (controlando el PLL local) que está basado en el nivel de la memoria temporal de fluctuación del receptor o en comparación con el tiempo de llegada de paquetes con el tiempo de llegada esperado.

15 Los principales problemas de los métodos basados en PLL adaptativos conocidos en el sector son el tiempo de convergencia requerido y la latencia que el tamaño de la memoria temporal de fluctuación (jitter, en inglés) implica. El tiempo de convergencia es una consecuencia del largo periodo de observación de la posición del nivel o de los tiempos de llegada de paquetes que el PLL necesita antes de engancharse al reloj de fuente. El problema de latencia es una consecuencia del tamaño de la memoria temporal de fluctuación, que tiene que ser suficientemente grande para manejar problemas de centrado (el nivel de la memoria temporal puede estar lejos de la posición central de la memoria temporal deseada) y reducir la consecuente probabilidad de subflujo/desbordamiento.

25 Hay documentos conocidos relacionados con la recuperación de reloj en las redes de paquetes, a saber, US2004/109519A1, US6400683B1 y Takazawa T et al.: “VBR video transmission with isochronous and asynchronous transfer mode over wireless 1394” Wireless Personal Multimedia Communications, 2002. El 5º Simposio Internacional, 27-30 de Octubre, 2002, Piscataway, NJ, USA, IEEE, vol. 3, 27 de Octubre de 2002 (2002-10-27), páginas 1088-1092. No obstante, los dispositivos y operaciones como los de la invención que se describirán ahora no se explican ni se sugieren en estos documentos.

30 En conclusión, los métodos adaptativos conocidos en el sector muestran una fuerte dependencia del reloj regenerado en la variación del retardo de paquetes y el tiempo de convergencia y la latencia.

#### Compendio

35 Es un objeto de la presente invención obviar al menos algunas de las desventajas anteriores y proporcionar un nodo para la red de comunicaciones adaptado para recuperar el reloj de las señales de Multiplexación por División de Tiempo, así como un método mejorado de recuperación de reloj de las señales de Multiplexación por División de Tiempo.

40 De acuerdo con esto, la invención busca preferiblemente mitigar, aliviar o eliminar una o más de las desventajas mencionadas anteriormente de manera independiente o en cualquier combinación.

45 De acuerdo con un primer aspecto de la presente invención, se proporciona un método de recuperación de reloj de una señal de Multiplexación por División de Tiempo en una red de paquetes. Un primer nodo de red, también llamado en esta memoria un primer Borde de Proveedor, recibe un mensaje de sincronización desde un segundo nodo, también llamado en esta memoria un segundo Borde de Proveedor, y mediante la recepción del citado mensaje de sincronización se incrementa un contador del primer Borde de Proveedor. El primer Borde de Proveedor envía al segundo Borde de Proveedor tráfico de paquetes de Multiplexación por División de Tiempo encapsulado y cada paquete enviado al segundo Borde de Proveedor hace que el contador disminuya. El primer Borde de Proveedor compara el valor del contador con un valor de Umbral Superior e incrementa una tasa de generación de los paquetes encapsulados si el contador está por encima del citado Umbral Superior. El primer Borde de Proveedor también compara el contador con un valor de Umbral Inferior y reduce la tasa de generación de paquetes de encapsulado si el contador está por debajo del citado Umbral Inferior.

55 Preferiblemente el tamaño del paquete de encapsulado es contante.

Preferiblemente si el contador está entre los citados Umbral Inferior y Umbral Superior la tasa de generación de paquetes de encapsulado no cambia.

60 Debido a que el primer Borde de Proveedor no tiene control sobre la tasa que recibe de un primer Borde de Cliente (o equipo terminal) la tasa de generación de los paquetes de encapsulado puede ser preferiblemente cambiada reduciendo o incrementando el tamaño de una carga útil que está encapsulada en los citados paquetes de encapsulado. Los datos recibidos desde el primer Borde de Cliente son extraídos de una memoria temporal de FIFO del primer Borde de Proveedor y si el contador se incrementa por encima del Umbral Superior el primer Borde de Proveedor reduce el tamaño de la carga útil de los paquetes de encapsulado, y si el contador disminuye por debajo

del Umbral Inferior el primer Borde de Proveedor incrementa el tamaño de la carga útil de los paquetes de encapsulado.

5 Preferiblemente, con el fin de simplificar el procesamiento del paquete de encapsulado en su destino, se añade información de justificación indicando cómo difiere el tamaño de la carga útil del paquete de un tamaño de carga útil por defecto que se añade al paquete de encapsulado. Es también una opción preferida el que el paquete de encapsulado contenga información acerca de la justificación aplicada en todos los paquetes de encapsulado previos enviados desde el primer Borde de Proveedor al segundo Borde de Proveedor en la sesión de comunicación actual.

10 También preferiblemente, con el fin de mitigar los efectos adversos resultantes de la pérdida de un mensaje de sincronización enviado desde el primer Borde de Proveedor al segundo Borde de Proveedor, el método comprende la lectura por parte del primer Borde de Proveedor de una marca de tiempo del mensaje de sincronización recibido y compararla con una marca de tiempo del mensaje de sincronización recibido previamente. En la siguiente etapa, se calcula un periodo de tiempo entre estas dos marcas de tiempo, y si el periodo de tiempo es mayor que el periodo de tiempo entre dos marcas de tiempo consecutivas el valor del contador es corregido.

15 En una opción preferida el mensaje de sincronización comprende información acerca de una diferencia entre una dirección de escritura y una dirección de lectura de una memoria temporal de FIFO de entrada del segundo Borde de Proveedor. Si se detecta en el primer Borde de Proveedor que la diferencia entre la dirección de escritura y la dirección de lectura de la memoria temporal de FIFO de entrada del segundo Borde de Proveedor es menor que un primer valor predefinido el primer Borde de Proveedor reduce el tamaño de la carga útil. El primer Borde de Proveedor aumenta el tamaño de la carga útil si la citada diferencia entre la dirección de escritura y la dirección de lectura es mayor que un segundo valor predefinido.

25 De acuerdo con un segundo aspecto de la presente invención se proporciona un nodo de red de comunicación adaptado para operar en Multiplexación por División de Tiempo. El nodo comprende una unidad de elaboración de mensaje para recibir mensajes de sincronización desde un segundo Borde de Proveedor. El nodo comprende también una unidad de encapsulado de mensaje, que está adaptada para encapsular tráfico de Multiplexación por División de Tiempo en paquetes y para enviar estos paquetes de encapsulado al segundo Borde de Proveedor. El nodo también comprende un contador y una primera unidad de comparación. El contador es incrementado con la recepción del mensaje de sincronización y disminuido con el envío del paquete de encapsulado. La primera unidad de comparación está adaptada para comparar el contador con un valor de Umbral Superior y con un valor de Umbral Inferior, donde el nodo está adaptado para incrementar una tasa de generación de los paquetes de encapsulado si el contador está por encima del citado Umbral Superior o para reducir la tasa de generación de paquetes de encapsulado si el contador está por debajo del citado Umbral Inferior.

35 Preferiblemente el tamaño del paquete de encapsulado es contante.

40 Preferiblemente la tasa de generación de paquetes de encapsulado se deja sin cambios si el contador está entre el citado Umbral Inferior y Umbral Superior.

45 El nodo comprende una memoria temporal de FIFO y la tasa de generación de paquetes de encapsulado depende del tamaño de la carga útil encapsulada extraída de la citada memoria temporal de FIFO. El nodo está adaptado para reducir el tamaño de la carga útil y así incrementa la tasa de generación de paquetes de encapsulado si el contador se incrementa por encima del Umbral Superior. El nodo está también adaptado para incrementar el tamaño de la carga útil y así reduce la tasa de generación de paquetes de encapsulado si el contador disminuye por debajo del Umbral Inferior.

50 Preferiblemente la unidad de elaboración de mensajes está adaptada para leer una marca de tiempo del mensaje de sincronización recibido y para compararla con una marca de tiempo del mensaje de sincronización recibido previamente. La unidad de elaboración de mensajes está también adaptada para calcular el periodo de tiempo entre estas dos marcas de tiempo y para corregir el contador si el periodo de tiempo entre estas dos marcas de tiempo es mayor que el periodo de tiempo entre dos marcas de tiempo consecutivas. Esto tiene la ventaja de que en caso de una pérdida de un mensaje de sincronización el contador es actualizado a un valor correcto (es decir, al valor que el contador habría tenido si el mensaje no se hubiese perdido) y los efectos adversos de tal pérdida son mitigados.

55 La unidad de encapsulado está adaptada para reducir el tamaño de la carga útil si la unidad de elaboración de mensajes detecta que la diferencia entre la dirección de escritura y la dirección de lectura de la memoria temporal de FIFO de entrada del segundo Borde de Proveedor es menor que un primer valor predeterminado y está adaptado para incrementar el tamaño de la carga útil si la citada diferencia entre la dirección de escritura y la dirección de lectura es mayor que un segundo valor predefinido.

60 De acuerdo con un tercer aspecto de la presente invención se proporciona una red de comunicaciones operable en Multiplexación por División de Tiempo. La red comprende al menos un primer Borde de Cliente conectado a un

5 primer Borde de Proveedor mediante una primera conexión de Multiplexación por División de Tiempo, un segundo Borde de Cliente conectado a un segundo Borde de Proveedor mediante una segunda conexión de Multiplexación por División de Tiempo. El primer Borde de Proveedor está adaptado para recibir un mensaje de sincronización desde el segundo Borde de Proveedor y un contador en el citado primer Borde de Proveedor es incrementado con la recepción del mensaje de sincronización. El primer Borde de Proveedor está también adaptado para enviar al segundo Borde de Proveedor tráfico de paquetes de Multiplexación por División de tiempo encapsulado y el contador es disminuido con el envío de un paquete de encapsulado al segundo Borde de Proveedor. El primer Borde de Proveedor compara el contador con un valor de Umbral Superior y con un valor de Umbral Inferior e incrementa una tasa de generación de los paquetes de encapsulado si el contador está por encima del citado Umbral Superior o reduce la tasa de generación de paquetes de encapsulado si el contador está por debajo del citado Umbral Inferior.

15 De acuerdo con un cuarto aspecto de la presente invención se proporciona un nodo de red de comunicaciones adaptado para operar en Multiplexación por División de Tiempo. El nodo comprende una unidad de generación de mensajes de sincronización para enviar mensajes de sincronización, un reloj y un contador que corre con el citado reloj. El valor del contador es añadido a los mensajes de sincronización en la citada unidad de generación de mensajes de sincronización. El nodo de red de comunicaciones comprende también una memoria temporal de FIFO de recepción para recibir paquetes de encapsulado desde un nodo de la red de comunicaciones tal como se define en el segundo aspecto de la presente invención, un generador de dirección adaptado para generar direcciones de lectura de la memoria temporal de FIFO de recepción, estando un circuito de separación conectado a la memoria temporal de FIFO de recepción y a una segunda memoria temporal de FIFO. El circuito de separación está adaptado para transmitir bordes de reloj en posiciones de carga útil y para enmascarar otros bordes de reloj. El nodo de red de comunicaciones también comprende una unidad de Bucle Enganchado en Fase adaptada para recuperar de la señal de reloj desfasada una señal de reloj utilizada para la sincronización de la carga útil encapsulada en los citados paquetes de encapsulado.

25 Otras características de la presente invención están de acuerdo con las reivindicaciones adjuntas.

30 La presente invención proporciona la ventaja de unos resultados más precisos en comparación con las presentes técnicas adaptativas sobre todo en condiciones de variación de retardo alta. Lo que es también importante, la solución no requiere actualizaciones especiales en la red sino sólo los extremos de ingreso y salida de la ruta. Además, la solución no requiere ningún reloj de referencia de red externo y puede ser implementada sin penalización del ancho de banda en comparación con otras implementaciones adaptativas conocidas. Una ventaja significativa de la presente invención es que el primer Borde de Proveedor utiliza información de sincronización recibida desde el primer Borde de Proveedor para generar su tráfico hacia el segundo Borde de Proveedor, pero sin ninguna necesidad de sincronizarse con el reloj del segundo Borde de Proveedor. En otras palabras, significa que el primer Borde de Proveedor es capaz de recibir diferente información de sincronización de diferentes Bordes de Proveedor y de generar tráfico hacia todas ellas aun trabajando con su dominio de reloj propio único.

#### 40 Breve descripción de los dibujos

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

- 45 la FIGURA 1 es un diagrama que ilustra el método de la recuperación de reloj en una realización de la presente invención;
- la FIGURA 2 es un diagrama que ilustra una red en una realización de la presente invención;
- la FIGURA 3 es un diagrama que ilustra un nodo de red en una realización de la presente invención;
- la FIGURA 4 es un diagrama que ilustra un diagrama de sincronización de generación de paquetes en una realización de la presente invención;
- 50 la FIGURA 5 es un diagrama que ilustra un nodo de red de la red de comunicaciones en una realización de la presente invención.

#### Descripción detallada

55 El término Borde de Cliente (CE – Customer Edge) a continuación en esta memoria se refiere a un dispositivo en el que un extremo de un servicio se origina y/o termina. El Borde de Cliente viene dada como un mecanismo (por ejemplo, Pseudo Cables tal como los definidos en el estándar IETF RFC3985 ó cualquier otro mecanismo equivalente) que transporta los elementos esenciales del servicio de un nodo a otro nodo o nodos sobre una Red de Paquetes Conmutados y entonces, un Borde de Proveedor (PE – Provider Edge, en inglés) es un dispositivo que proporciona tal mecanismo al Borde de Cliente.

60 Con referencia a la FIGURA 1 y a la FIGURA 2 se presenta un método de recuperación de reloj de señal de Multiplexación por División de Tiempo en una red de paquetes 200. Un primer Borde de Proveedor PE1 recibe 102 información de marca de tiempo de un primer Borde de Proveedor PE2. Esto se ilustra mediante la flecha superior 202 entre los elementos PE1 y PE2 en la FIGURA 2. En varias realizaciones de la invención, la información de la marca de tiempo puede ser codificada de varias maneras diferentes, y una unidad de elaboración de mensajes 302

- las descodifica. En una realización, el segundo Borde de Proveedor PE2 inserta en el campo de marca de tiempo el valor de su contador interno que corre con su propio reloj de referencia. La marca de tiempo es leída por la unidad de elaboración de mensajes 302 del primer Borde de Proveedor PE1. En este caso si el primer Borde de Proveedor PE1 recibe dos mensajes de sincronización consecutivos, uno con el valor 200 (decimal) y el otro con el valor 300 puede calcular que 100 ciclos de reloj de referencia del segundo Borde de Proveedor PE2 han pasado de sus tiempos de transmisión relativos, lo que significa que la unidad de elaboración de mensajes 302 es capaz de calcular cuántos ciclos de reloj de referencia del segundo Borde de Proveedor PE2 han pasado desde el último mensaje de sincronización recibido válido.
- El primer Borde de Proveedor PE1 comprende un contador 304 y el valor de este contador es incrementado 104 mediante la recepción 102 de un mensaje de sincronización por parte de la unidad de elaboración de mensajes 302.
- El primer Borde de Proveedor PE1 envía 118 al segundo Borde de Proveedor PE2 tráfico de paquetes de Multiplexación por División de Tiempo encapsulado. En una realización puede utilizarse un encapsulado de PWE3. Teniendo en cuenta el ancho de banda de la carga útil de PWE3 (por ejemplo E1 = 2048 kb/s) y la frecuencia del reloj de referencia del segundo Borde de Proveedor PE2, la unidad de elaboración de mensajes 302 es capaz de calcular cuántos paquetes esperó al segundo Borde de Proveedor PE2 en el tiempo correspondiente para mantener un estado estable enganchado. PWE3 significa Borde de Pseudo Cable (Pseudo Wire Edge, en inglés) para el encapsulado de Borde y es una técnica que el IETF describe para encapsular un flujo de PDH (por ejemplo E1) en una red de paquetes (RFC4553). Debe observarse, no obstante, que PWE3 es sólo una de las muchas técnicas de encapsulado que pueden ser utilizadas aquí.
- El contador 304 es disminuido 120 mediante cada paquete de encapsulado enviado 118 al segundo Borde de Proveedor PE2. Para ilustrar la operación de la unidad de elaboración de mensajes 302, del contador 304 y de la unidad de encapsulado 306 puede asumirse que en una realización cada paquete encapsula 64 bytes de carga útil, 116, y el reloj de referencia de la marca de tiempo del segundo Borde de Proveedor es 2048 Kb/s. Si la unidad de elaboración de mensajes 302 calcula que 1049 ciclos de reloj del segundo Borde de Proveedor han pasado desde el mensaje de sincronización válido previo recibido, puede calcular que el segundo Borde de Proveedor PE2 esperaba dos paquetes (64 Bytes por paquete \* 2 paquetes = 128 Bytes \* 8 bits = 1024 bits) con un resto de 25 bits para ser tenido en cuenta en la siguiente iteración de la elaboración. Así que la Señal de Incrementar tiene que conmutar dos veces y el valor "2" será añadido al contador 304.
- El primer Borde de Proveedor PE1 comprende una primer unidad de comparación 308 que compara 106 el valor del contador con un valor de umbral superior ThUp (Threshold Up, en inglés) y una tasa de generación de los paquetes de encapsulado es incrementada si el contador está por encima del citado umbral superior ThUp. Cuando el valor del contador se incrementa por encima del umbral superior ThUp es una indicación de que el segundo Borde de Proveedor PE2 espera más paquetes desde el primer Borde de Proveedor PE1.
- El primera unidad de comparación 308 también compara 110 el valor del contador 304 con un valor de Umbral Inferior ThDw (Threshold Down, en inglés) y reduce la tasa de generación de paquetes de encapsulado si el contador está por debajo del citado Umbral Inferior.
- En una realización preferida la tasa de generación de paquetes de encapsulado no cambia 114 si el contador está entre los citados Umbral Inferior ThDw y Umbral Superior ThUp.
- En una realización preferida la tasa de generación de paquetes de encapsulado depende del tamaño de la carga útil encapsulada extraída de una memoria temporal de FIFO 310 del primer Borde de Proveedor PE1. En esta realización la tasa de generación de paquetes de encapsulado se controla encapsulando 116 una carga útil que sea menor 108 que una carga útil nominal o que sea mayor 112 que la citada carga útil nominal. De esta manera un paquete de encapsulado con una carga útil menor es generado 116 y así una carga útil tan inferior es enviada 118 al segundo Borde de Proveedor, pero el problema del subflujo de datos (es decir, el segundo Borde de Proveedor recibe menos paquetes de los esperados) se mitiga porque la unidad de encapsulado 306 tiene que esperar un tiempo menor hasta tener una carga útil tan reducida, y en consecuencia la tasa de paquetes de encapsulado transmitida al segundo Borde de Proveedor PE2 aumenta. Por el contrario, si existe un problema de desbordamiento de datos en el segundo Borde de Proveedor PE2 (más paquetes de los esperados) la carga útil que es encapsulada en el primer Borde de Proveedor PE1 es mayor que la citada carga útil nominal. Esto significa que la unidad de encapsulado tiene que esperar más hasta tener la carga útil incrementada y, en consecuencia, los paquetes de encapsulado son enviados al segundo Borde de Proveedor a una velocidad inferior.
- Para ilustrar esta realización se asume que una carga útil nominal se hace igual a 64 bytes. Todos los bytes de la carga útil desde el primer Borde de Cliente CE1 (es decir datos para ser encapsulados) están escritos en la memoria temporal de FIFO 310. Se asume también que la FIFO tiene 256 bytes de longitud. Si durante el último paquete transmitido hacia el segundo Borde de Proveedor PE2 la unidad de encapsulado 306 lee los bytes de FIFO de las direcciones 101 a 164 (decimal) entonces hasta la siguiente transmisión de paquete el Bus de Dirección de Lectura

312 permanece en el valor 164. Mientras tanto el Bus de Dirección de Escritura 314 avanza y actualiza su valor (módulo 256) en cada nuevo byte desde el primer Borde de Cliente CE1 que necesita ser escrito. Haciendo una diferencia de módulo 256 del Bus de Dirección de Escritura 314 y del Bus de Dirección de Lectura 312 es sencillo calcular cuándo se acumulan 64 nuevos bytes del primer Borde de Cliente CE1 en el FIFO 310. En este ejemplo, cuando el Bus de Dirección de Escritura 314 alcanza el valor 228 la segunda unidad de comparación 316 afirma una señal de Iniciar Nuevo Paquete. Esta señal activa el procedimiento que genera, 116, y transmite, 118, un nuevo paquete al segundo Borde de Proveedor PE2. Toda la cabecera es generada y a continuación el Generador de Dirección 318 empieza a ejecutarse desde 165 hasta 228 leyendo los 64 bytes de carga útil necesarios. Mientras tanto el Disminuir Señal es afirmado y el contador 304 disminuye, 120, su valor en uno (porque se ha transmitido exactamente un paquete). Si la tasa de llegada del primer Borde de Cliente CE1 y el reloj de referencia del segundo Borde de Proveedor PE2 están bloqueados (teniendo en cuenta la cabecera) el valor del contador 304 oscilará alrededor de un valor medio. Si por ejemplo el valor central es igual 101 entonces con cada nuevo mensaje de sincronización desde el segundo Borde de Proveedor PE2 el valor del contador se desplaza del valor central 102. Entre dos mensajes de sincronización llegan exactamente dos grupos de 64 bytes del primer Borde de Cliente CE1, se generan 116 y se envían 118 dos paquetes y el valor del contador va a 101 y a continuación a 100 y así sucesivamente.

En una realización preferida el tamaño del paquete de encapsulado 402 es constante. Con referencia a la FIGURA 4 se ilustra un paquete de encapsulado. PSN en la FIGURA 4 significa Red de Paquetes Conmutados (Packet Switched Network, en inglés), es decir, una red de paquetes. Como se muestra en la figura, no sólo la cabecera 404 es requerida por las redes de paquetes, sino también un nivel de adaptación que es introducido para contener la información de justificación (señalización de justificación y bytes de relleno disponibles). Son también los datos de la carga útil los que pueden ser N ó N-1 ó N+1 bytes, 406, donde N es un tamaño de carga útil nominal o por defecto. Debido a que el tamaño del paquete es constante la capa de adaptación es M ó M+1 ó M-1 bytes 408 y de esta manera la capa de adaptación más la carga útil alcanzan el tamaño constante de N+M.

En un método de Emulación de Circuito estándar el primer Borde de Proveedor PE1 genera un nuevo paquete hacia PE2 con una tasa constante que depende del tamaño de la carga útil seleccionado. Si, por ejemplo, PE1 y PE2 acordaron (durante el establecimiento de la ruta) un tamaño de carga útil de 64 bytes, entonces PE1 genera un paquete cada vez que recoge 256 bytes del primer Borde de Cliente CE1. Teniendo en cuenta que una trama de E1 tiene 32 bytes, entonces PE1 necesitará recoger 8 tramas de E1 antes de que se genere un nuevo paquete hacia PE2. En esta realización PE1 genera un nuevo paquete cada 2 tramas de E1. Si CE1 genera una trama de E1 cada T segundos, entonces PE1 genera un paquete cada 2xT segundos. En una realización T tiene el valor nominal de 125 microsegundos, pero el valor exacto depende de la frecuencia  $f_s$  ( $f_s$  se denomina frecuencia de servicio y es utilizada por el reloj de CE1) que puede estar hasta  $\pm 50$  ppm separada del valor nominal de 2048 kHz. En resumen, la tasa de generación de paquetes de PE1 y la tasa de generación de trama de CE1 son estrictamente dependientes (PE1 utiliza un reloj de CE1 escalado, 2xT en el ejemplo anterior, para generar paquetes). El término Emulación de Circuito es un término genérico utilizado por el IETF y por el fórum de ATM y también como un término industrial genérico para indicar cada método para transportar tráfico de TDM a través de una red de datos en paquetes.

Si el reloj de referencia del segundo Borde de Proveedor PE2 y el reloj de referencia del primer Borde de Cliente CE1 escalado (teniendo en cuenta la cabecera) están 1 ppm (parte por millón) separados uno de otro, puede esperarse que sin correcciones tras 1000000 paquetes el segundo Borde de Proveedor PE2 esperaba un paquete más del que el primer Borde de Proveedor PE1 le envió. Si la posición inicial de las direcciones de escritura y de lectura en el lado de recepción (es decir, el primer Borde de Proveedor PE2) estuviese por ejemplo 192 bytes alejada una de otra, 1000000 paquetes más tarde su distancia sería de 64 bytes menos, y tras 3000000 paquetes una memoria temporal de FIFO de recepción 502 del segundo Borde de Proveedor PE2 estaría infrutilizada y el tráfico se perdería. Mientras tanto, de acuerdo con una realización de esta invención, el lado de transmisión, (es decir, el primer Borde de Proveedor PE1) verá que el valor del contador 304 se incrementa porque el número de paquetes esperados por el segundo Borde de Proveedor PE2 es mayor que el número de paquetes transmitidos desde el primer Borde de Proveedor PE1. El valor del contador será eventualmente mayor, 106, que el umbral superior ThUp y la tasa de transmisión aumentará, es decir, el tamaño de la carga útil se reducirá hasta 108.

En una realización, el contador 304 oscila alrededor de su valor central de 512 con una histéresis muy pequeña (por ejemplo,  $\pm 8$ ). Esto significa que el umbral superior ThUp es 520 y que el umbral inferior ThDw es 504. Si el valor del contador 304 es mayor de 520 ó menor de 504 entonces la primera unidad de comparación 308 establecerá el tamaño de la carga útil, que en la condición estable previa era un tamaño de carga útil nominal NomTh (Nominal Threshold, en inglés) de 64 bytes, a un valor corregido (65 bytes ó 63 bytes de acuerdo con la condición). En este ejemplo la tasa de reloj del segundo Borde de Proveedor PE2 es la tasa de reloj del primer Borde de Cliente CE1 escalada + 1 ppm así que es necesario generar más paquetes para evitar que la memoria temporal de FIFO de recepción 502 del segundo Borde de Proveedor PE2 vaya a infrutilizada. Como consecuencia, es necesario generar nuevos paquetes esperando sólo 63 ciclos de reloj del primer Borde de Cliente CE1 en lugar de 64, y el tamaño de la carga útil que va a ser encapsulada se reduce a 63.

Tras la corrección de tamaño de la carga útil, el primer Borde de Proveedor PE1 genera paquetes 116 y los envía, 118, hacia el segundo Borde de Proveedor PE2 a una velocidad mayor (es decir, correspondiente a 63 ciclos de reloj del primer Borde de Cliente CE1). En una realización preferida, cada paquete de encapsulado 402 contiene información de justificación que indica al segundo Borde de Proveedor PE2 que deben considerarse 63 bytes de carga útil. La información de justificación indica cómo difiere el tamaño de la carga útil del paquete con respecto al tamaño de la carga útil nominal (o por defecto). Existen varios métodos de justificaciones conocidos en el sector que pueden ser utilizados aquí, por ejemplo: bytes de oportunidad positiva/negativa en una capa intermedia de encapsulado, punteros en Capas de Adaptación de ATM, AAL (de ATM Adaptation Layer, en inglés), (por ejemplo TDMoIP, que significa TDM sobre IP y es la emulación de la multiplexación por división de tiempo sobre una red de paquetes conmutados). Debido a que la tasa de generación del primer Borde de Proveedor PE1 está corregida en más de 1 ppm, resulta en la generación de más paquetes de los que el segundo Borde de Proveedor espera. Como consecuencia, el valor del contador 304 disminuye 120. Eventualmente el valor del contador es menor que el umbral superior ThUp y el tamaño de la carga útil es puesto de nuevo en su tamaño de carga útil nominal inicial de 64 bytes.

Se hace ahora referencia a la FIGURA 2, a la FIGURA 3 y a la FIGURA 5. El sistema global: primer Borde de Proveedor PE1 – segundo Borde de Proveedor PE2 actúa como un gran bucle enganchado distribuido que permite alcanzar un estado de bloqueo de frecuencia. En el tiempo transitorio desde el inicio hasta el tiempo de bloqueo, la posición media del FIFO de recepción 502 de las direcciones de escritura y de lectura del segundo Borde de Proveedor PE2 no es controlada. Como resultado, cuando el estado de bloqueo se alcanza y los movimientos de las direcciones de escritura y de lectura el FIFO 502 han finalizado. En una realización preferida, información acerca de la memoria temporal de FIFO de recepción 502 está contenida en el mensaje de sincronización. En una realización, el mensaje de sincronización generado en una unidad de generación de mensajes de sincronización 514 comprende información acerca de una diferencia entre una dirección de escritura y una dirección de lectura de la memoria temporal de FIFO de recepción 502 del segundo Borde de Proveedor PE2. Esta información puede ser utilizada para obtener un control de fase además del control de frecuencia explicado anteriormente. Si se detecta en el primer Borde de Proveedor PE1 que la diferencia entre la dirección de escritura y la dirección de lectura de la memoria temporal de FIFO de recepción 502 del segundo Borde de Proveedor PE2 es menor que un primer valor predefinido el primer Borde de Proveedor PE1 reduce el tamaño de la carga útil. El primer Borde de Proveedor PE1 incrementa el tamaño de la carga útil si la citada diferencia entre la dirección de escritura y la dirección de lectura es mayor que un segundo valor predefinido. En este caso, el primer Borde de Proveedor PE1 descodifica no sólo la información de frecuencia del segundo Borde de Proveedor PE2 (es decir, paquetes esperados), sino también la distancia de sus punteros de estado estable. De esta manera el primer Borde de Proveedor PE1 corrige su umbral de 64 a 63 ó de 64 a 65 hasta que ambos criterios de fase y de frecuencia coinciden (como un detector de frecuencia detector de fase). En una realización, la segunda unidad de comparación 316 no sólo tiene la entrada desde la primera unidad de comparación 308, sino también una entrada de otra unidad (no mostrada) que lee y extrae la información de fase del paquete entrante de la PE2. En esta realización, el segundo circuito de comparación 316 proporciona diferentes prioridades a las dos entradas. En una realización, decide primero el tamaño de la carga útil basando su decisión sólo en el contador 204 (control de frecuencia) y a continuación, sólo cuando el contador 204 ha alcanzado su posición estable entre dos umbrales, considera la introducción de la información de fase para decidir el tamaño de la carga útil hasta que alcanza también un estado estable y deseado. En esta realización, en todo momento, hay dos señales de control activas y la señal de control de la frecuencia toma precedencia sobre la señal de control de fase.

En una realización, el tamaño de la memoria temporal de FIFO de recepción 502 es por ejemplo 1024 bytes. Durante el arranque de la placa la dirección de lectura de este FIFO 502 es, por ejemplo, 512 y la dirección de escritura es, por ejemplo, 0. Significa que el proceso se inicia con la máxima distancia de la dirección de lectura a la de escritura ( $1024 / 2$ ) y todo el espacio de FIFO 502 disponible para manejar la FDV (Variación del Retardo de Trama – Frame Delay Variation, en inglés) y la desordenación de mensajes. Se asume que el reloj escalado del primer Borde de Cliente CE1 utilizado por el primer Borde de Proveedor PE1 para generar y enviar paquetes a PE2 es ligeramente diferente del reloj del segundo Borde de Proveedor PE2. Durante el arranque de la placa el segundo Borde de Proveedor PE2 inicia la generación y el envío de marcas de tiempo 514 al primer Borde de Proveedor PE1, pero se necesita algún tiempo para que las marcas de tiempo lleguen al primer Borde de Proveedor PE1. Mientras tanto, las direcciones de escritura y de lectura del FIFO de recepción 502 se mueven de una a otra. Tras un tiempo de convergencia la distancia relativa de las direcciones de lectura y de escritura del segundo Borde de Proveedor PE2 será estable pero no hay seguridad de que su distancia relativa sea la máxima, y en consecuencia hay menos sitio disponible. Además, el periodo de convergencia podría ocurrir de nuevo si ocurre alguna pérdida de señales.

En una realización de la presente invención los efectos adversos de que se pierda el mensaje de sincronización entre el segundo Borde de Proveedor PE2 y el primer Borde de Proveedor PE1 se mitigan. Si el mensaje de sincronización se pierde, el contador 304 no es actualizado y su valor puede eventualmente caer por debajo del umbral inferior ThDw debido a que los paquetes de encapsulado son enviados al segundo Borde de Proveedor PE2. En esta realización la unidad de elaboración de mensajes 302 lee una marca de tiempo del mensaje de sincronización recibido y la compara con una marca de tiempo del mensaje de sincronización recibido previamente. Debido a que el segundo Borde de Proveedor PE2 inserta en el campo de la marca de tiempo el valor de su contador interno que corre con su reloj de referencia 516, la unidad de elaboración de mensajes calcula el tiempo

entre estas dos marcas de tiempo y actualiza el contador 304 a un valor correcto si el periodo de tiempo entre estas dos marcas de tiempo es mayor que el periodo de tiempo entre dos marcas de tiempo consecutivas.

5 Con referencia a la FIGURA 5, se ilustra el segundo Borde de Proveedor PE2. La realización del segundo Borde de Proveedor PE2 mostrada en la FIGURA 5 es sólo una implementación de circuito de las varias posibles. En la memoria temporal del FIFO de recepción 502 están escritas palabras de 9 bits que contienen un bit que indica si la palabra es una carga útil o una cabecera y 8 bits de datos. El lado de lectura corre con un reloj de referencia 516 sin fluctuación y lee todos los datos de la memoria temporal de FIFO de recepción 502 (tanto cabecera como carga útil).  
 10 El lado de recepción del segundo Borde de Proveedor PE2 almacena primero los paquetes recibidos del primer Borde de Proveedor PE1 y los elabora con un reloj adecuado y limpio que no está interferido por el ruido de la red de paquetes. En una realización el segundo Borde de Proveedor PE2 recibió paquetes de 100 bytes del primer Borde de Proveedor PE1. Los paquetes están escritos en la memoria temporal de FIFO de recepción 502 del segundo Borde de Proveedor PE2. Tras leer los paquetes de 100 bytes la cabecera de encapsulado es descartada y los 63 ó 64 ó 65 bytes de la carga útil son extraídos. Para ello es necesario tener para cada byte leído de la memoria temporal de FIFO de recepción 502 del segundo Borde de Proveedor PE2 información que diga qué byte es carga útil y debe ser extraído, qué byte es cabecera y debe ser descartado y qué byte es relleno y debe ser descartado.  
 15 Para hacer esto se conocen varias técnicas diferentes en el sector. En una realización preferida el segundo Borde de Proveedor PE2 comprende una unidad de elaboración de mensajes 504, la cual interpreta la información de justificación recibida en la cabecera 404 de los paquetes de encapsulado 402 y, como resultado de ello, sabe si hay 63 ó 64 ó 65 bytes de carga útil en la carga útil 406 del paquete 402. En una realización de la presente invención puede ser realizado basándose en el hecho de que se necesita un bit por cada byte para indicar si ese byte es útil o no. Una memoria temporal de FIFO de recepción 502 de 9 bits del segundo Borde de Proveedor PE2 se utiliza en esta realización. En la memoria temporal de FIFO de recepción 502 están escritos tanto los bytes del paquete como también un bit que indica al siguiente circuito si el byte va a ser utilizado o descartado.

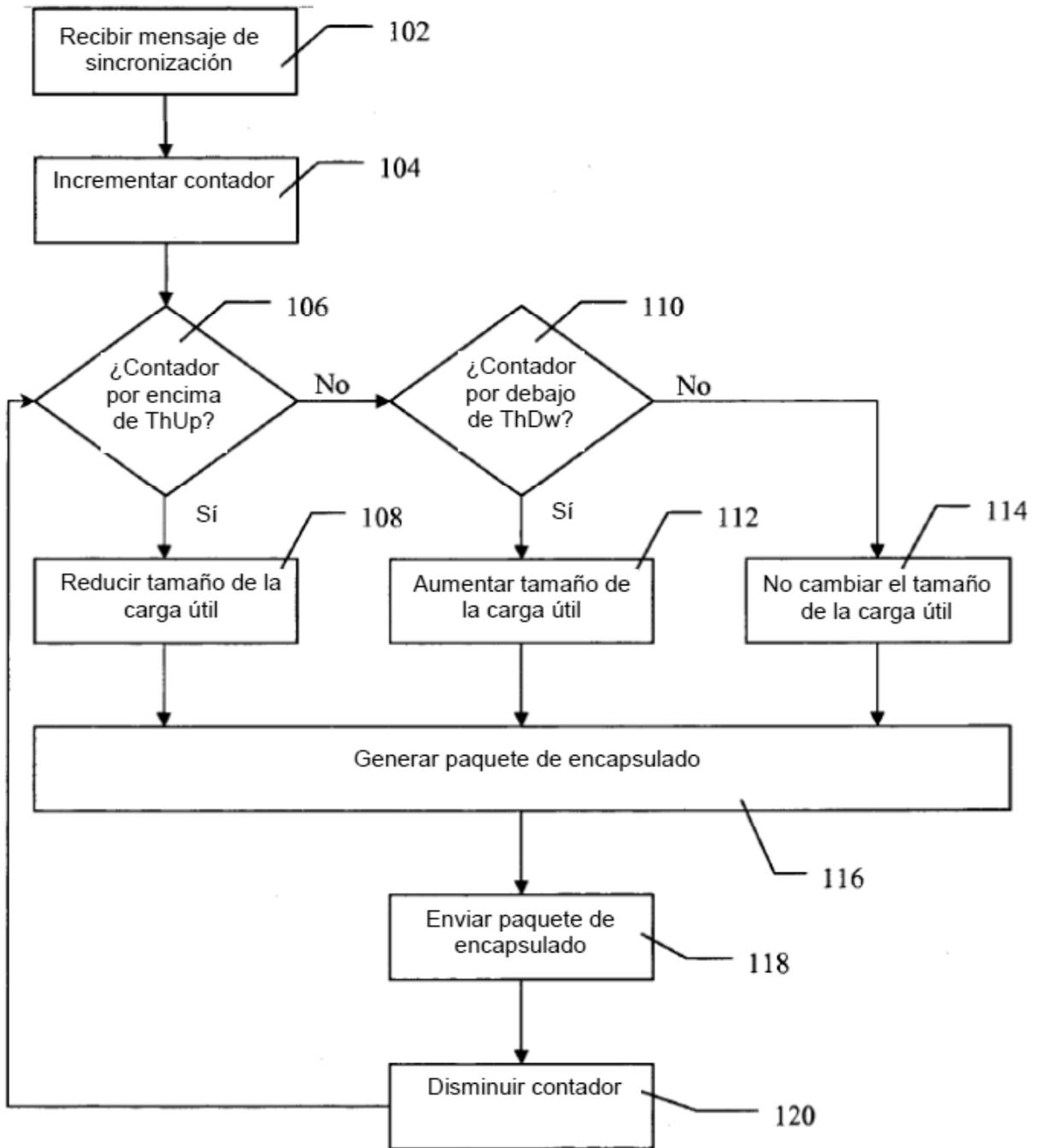
25 Lo que sigue explica cómo extraer sólo la carga útil y recuperar el reloj relativo a la carga útil (el reloj del primer Borde de Cliente, CE1). El segundo Borde de Proveedor PE2 contiene un circuito de separación 506 conectado a la memoria temporal de FIFO de recepción 502. El circuito de separación 506 elabora todos los datos que llegan desde la memoria temporal de FIFO de recepción 502 (cabecera, carga útil y relleno, y, para cada palabra, el bit de justificación) y escribe dentro de una pequeña memoria temporal de FIFO segunda 508 sólo los datos de la carga útil. Además, envía un borde de reloj sólo en las posiciones de la carga útil, separando, es decir, enmascarando, el borde de la cabecera 510. De esta manera un PLL (Bucle Enganchado en Fase – Phase Locked Loop, en inglés) de etapa final 512 puede fácilmente recuperar el reloj del CE1 siguiendo las técnicas habituales de tales casos. Los métodos habituales, bien conocidos, incluyen la recuperación de E1 de E3 (Multiplexación de PDH) ó E1 de Vc12 (PDH de SDH). El generador de mensajes 518 es un simple contador que genera las direcciones de lectura de la memoria temporal de FIFO de recepción 502. Si, por ejemplo, el FIFO 502 es un FIFO de 512 palabras (9 bits) entonces el generador de mensajes 518 es un contador que va de 0 a 511 aumentando cada  $f_e/8$  los bordes de los relojes (de bits a bytes), donde  $f_e$  es una frecuencia utilizada por el reloj del segundo de Borde de Proveedor (frecuencia de salida). De esta manera genera la dirección de lectura del FIFO 502 y permite al circuito de separación 506 leer ciclicamente todos los datos almacenados en la memoria temporal de FIFO de recepción 502. Estos datos contienen la carga útil y la cabecera de encapsulado/adaptación. Así que el circuito de separación pasa sólo sobre los bytes de la carga útil y sólo sobre el borde de reloj correspondiente.

45 En resumen, el problema de tratar la Variación del Retardo de Trama y el problema de recuperación del reloj del CE1 se dividen en dos FIFOs diferentes. Un bucle final tiene la tarea de recuperar la frecuencia de entrada del primer Borde de Cliente CE1 (en una realización descrita anteriormente es la frecuencia de E1) porque la frecuencia de E1 de la salida del segundo Borde de Proveedor PE2 debe ser la misma que la frecuencia de E1 en el ingreso del segundo Borde de Proveedor PE1. Este bucle final utiliza técnicas estándar de procesos de des-justificación conocidos de las implementaciones de la SDH. En una realización este bucle final toma los paquetes de 100 bytes de la memoria temporal de FIFO de recepción 502, descarta los bytes de cabecera y de relleno y toma sólo los bytes de carga útil útiles (utilizando algunos bits de señalización ya escritos en una palabra de 9 bits de la memoria temporal de FIFO de recepción 502 ó con otro método). En una realización, puede utilizarse un PLL 512 digital o analógico para recuperar la frecuencia de E1. Utiliza una segunda memoria temporal de FIFO 508, donde escribe los bytes de carga útil útiles (63 ó 64 ó 65). Utiliza el reloj separado 510 porque escribe la segunda memoria temporal de FIFO 508 sólo durante los bytes de carga útil útiles y no escribe (ningún borde de reloj) durante los periodos de descarte de cabecera/relleno. El PLL digital o analógico recupera un reloj fiable continuo para leer esta segunda memoria temporal de FIFO 508 de una manera adecuada.

**REIVINDICACIONES**

- 5 1. Un método de recuperación de reloj de señal de Multiplexación por División de Tiempo en una red de paquetes, que comprende:
- 10 a) recibir (102) por parte de un primer Borde de Proveedor (PE1) un mensaje de sincronización de un segundo Borde de Proveedor (PE2), donde un contador en el citado primer Borde de Proveedor (PE1) es incrementado (104) a la recepción del mensaje de sincronización;
- 10 b) enviar (118) por parte del primer Borde de Proveedor (PE1) al segundo Borde de Proveedor (PE2) tráfico de paquetes de Multiplexación por División de Tiempo, donde el contador es disminuido (120) al enviar un paquete al segundo Borde de Proveedor (PE2);
- 15 c) comparar el contador con un valor de Umbral Superior (106);
- 15 d) incrementar una tasa de generación (116) de los paquetes de encapsulado si el contador está por encima del citado Umbral Superior;
- 15 e) comparar el contador con un valor de Umbral Inferior (110); y
- 15 f) reducir la tasa de generación (116) de los paquetes de encapsulado si el contador está por debajo del citado Umbral Inferior.
- 20 2. El método de acuerdo con la reivindicación 1, en el que la tasa de generación de paquetes de encapsulado depende del tamaño de la carga útil encapsulada extraída de una memoria temporal de FIFO del primer Borde de Proveedor (PE1), y si el contador aumenta por encima del Umbral Superior el primer Borde de Proveedor (PE1) reduce el tamaño de la carga útil (108), y si el contador disminuye por debajo del Umbral Inferior del primer Borde de Proveedor (PE1) aumenta el tamaño de la carga útil (112).
- 25 3. El método de acuerdo con la reivindicación 1 ó la reivindicación 2, que comprende añadir a la información de justificación del paquete de encapsulado indicando cómo difiere el tamaño de la carga útil del paquete con respecto a un tamaño de carga útil por defecto.
- 30 4. El método de acuerdo con una cualquiera de las reivindicaciones precedentes, que comprende la lectura por parte del primer Borde de Proveedor (PE1) de una marca de tiempo del mensaje de sincronización recibido, compararla con una marca de tiempo del mensaje de sincronización recibido previamente, calcular el tiempo entre estas dos marcas de tiempo y corregir el contador si el periodo de tiempo entre estas dos marcas de tiempo es mayor que el periodo de tiempo entre dos marcas de tiempo consecutivas.
- 35 5. El método de acuerdo con la reivindicación 4, en el que el mensaje de sincronización comprende información acerca de una diferencia entre una dirección de escritura y una dirección de lectura de una memoria temporal de FIFO de entrada del segundo Borde de Proveedor (PE2).
- 40 6. El método de acuerdo con la reivindicación 5, en el que si se detecta en el primer Borde de Proveedor (PE1) que la diferencia entre la dirección de escritura y la dirección de lectura de la memoria temporal de FIFO de entrada (502) del segundo Borde de Proveedor (PE2) es menor que un primer valor predefinido, el primer Borde de Proveedor (PE1) reduce el tamaño de la carga útil y aumenta el tamaño de la carga útil si la citada diferencia entre la dirección de escritura y la dirección de lectura es mayor que un segundo valor predefinido.
- 45 7. El método de acuerdo con una cualquiera de las reivindicaciones precedentes, en el que el tamaño del paquete de encapsulado (402) es constante.
- 50 8. El método de acuerdo con una cualquiera de las reivindicaciones 3 – 7, en el que el paquete de encapsulado (402) contiene información acerca de la justificación aplicada en todos los paquetes de encapsulado previos enviados desde el primer Borde de Proveedor (PE1) al segundo Borde de Proveedor (PE2) en la sesión de comunicación actual.
- 55 9. Un nodo de red de comunicaciones (PE1) adaptado para operar en Multiplexación por División de Tiempo, que comprende una unidad de elaboración de mensajes (302) para recibir mensajes de sincronización desde un segundo Borde de Proveedor (PE2), una unidad de encapsulado de mensaje (306) adaptada para encapsular tráfico de Multiplexación de por División de Tiempo en paquetes (402) y para enviar estos paquetes de encapsulado al segundo Borde de Proveedor (PE2), un contador (304) adaptado para ser incrementado a la recepción del mensaje de sincronización y disminuido al enviar el paquete de encapsulado, una primera unidad de comparación (308) adaptada para comparar el contador con un valor de Umbral Superior con un valor de Umbral Inferior, donde el nodo está adaptado para incrementar una tasa de generación de paquetes de encapsulado si el contador (304) está por encima del citado Umbral Superior o para reducir la tasa de generación de paquetes de encapsulado si el contador (304) está por debajo del citado Umbral Inferior.
- 60

10. El nodo (PE1) de acuerdo con la reivindicación 9, en el que el nodo está adaptado para mantener la tasa de generación de paquetes de encapsulado sin cambios si el contador está entre el citado Umbral Inferior y el citado Umbral Superior.
- 5 11. El nodo (PE1) de acuerdo con la reivindicación 9 ó 10, que comprende una mensajería de FIFO (310), en el que la tasa de generación de paquetes de encapsulado depende del tamaño de la carga útil encapsulada extraída de la citada memoria temporal de FIFO (310) y el nodo (PE1) está adaptado para reducir el tamaño de la carga útil si el contador (304) aumenta por encima del Umbral Superior y para aumentar el tamaño de la carga útil si el contador (304) disminuye por debajo del Umbral Inferior.
- 10 12. El nodo (PE1) de acuerdo con una cualquiera de las reivindicaciones 9 a 11, en el que la unidad de encapsulado (306) está adaptada para añadir al paquete de encapsulado (402) una información de justificación indicando cómo difiere el tamaño de la carga útil del paquete con respecto al tamaño de la carga útil por defecto.
- 15 13. El nodo (PE1) de acuerdo con una cualquiera de las reivindicaciones 9 a 12, en el que la unidad de elaboración de mensajes (302) está adaptada para leer una marca de tiempo del mensaje de sincronización recibido y para compararla con una marca de tiempo del mensaje de sincronización recibido previamente, estando la unidad de elaboración de mensajes (302) también adaptada para calcular el periodo de tiempo entre estas dos marcas de tiempo y corregir el contador (304) si el periodo de tiempo entre estas dos marcas de tiempo es mayor que el periodo de tiempo entre dos marcas de tiempo consecutivas.
- 20 14. Una red de comunicaciones (200) operable en Multiplexación por División de Tiempo, que comprende al menos un primer Borde de Cliente (CE1) conectado a un primer Borde de Proveedor (PE1), un segundo Borde de Cliente (CE2) conectado a un segundo Borde de Proveedor (PE2), donde las conexiones entre los Bordos de Cliente (CE1, CE2) y los Bordos de Proveedor (PE1, PE2) operan en Multiplexación por División de Tiempo y el primer Borde de Proveedor (PE1) está adaptado para recibir un mensaje de sincronización desde el segundo Borde de Proveedor (PE2), donde un contador (304) en el citado primer Borde de Proveedor (PE1) es incrementado a la recepción del mensaje de sincronización; estando el primer Borde de Proveedor también adaptado para enviar al segundo Borde de Proveedor (PE2) tráfico de paquetes de Multiplexación por División de Tiempo encapsulado, donde el contador (304) es disminuido al enviar un paquete de encapsulado al segundo Borde de Proveedor (PE2) y para comparar el contador (304) con un valor de Umbral Superior y con un valor de Umbral Inferior, y para incrementar una tasa de generación de los paquetes de encapsulado si el contador (304) está por encima del citado Umbral Superior o para reducir la tasa de generación de paquetes de encapsulado si el contador (304) está por debajo del citado Umbral Inferior.
- 25 30 35 15. Un nodo de red de comunicaciones (PE2) adaptado para operar en Multiplexación por División de Tiempo, que comprende una unidad de generación de mensajes de sincronización (514) para enviar mensajes de sincronización a un primer nodo de red de comunicaciones (PE1) tal como se define en las reivindicaciones 9 – 13, un reloj (516), un contador que corre con el citado reloj (516) y siendo el valor del contador añadido a los mensajes de sincronización en la citada unidad de generación de mensajes de sincronización (514), una memoria temporal de FIFO de recepción (502) para recibir paquetes de encapsulado del primer nodo de red de comunicaciones (PE1), un generador de direcciones 518 adaptado para generar direcciones de lectura de la memoria temporal de FIFO de recepción 502, un circuito de separación (506) conectado a la memoria temporal de FIFO de recepción (502) y a una segunda memoria temporal de FIFO (508) y el circuito de separación está adaptado para enviar bordes de reloj en posiciones de carga útil y de enmascaramiento distintas de los bordes de reloj, una unidad de Bucle Enganchado en Fase (Phase Locked Loop, en inglés) (512) adaptada para recuperar de la señal de reloj separada (510) una señal de reloj utilizada para sincronizar la carga útil encapsulada en los citados paquetes de encapsulado.
- 40 45



**FIG. 1**

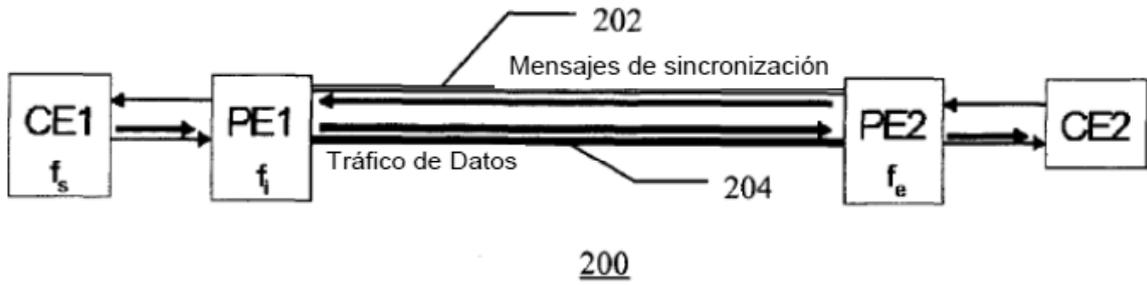


FIG. 2

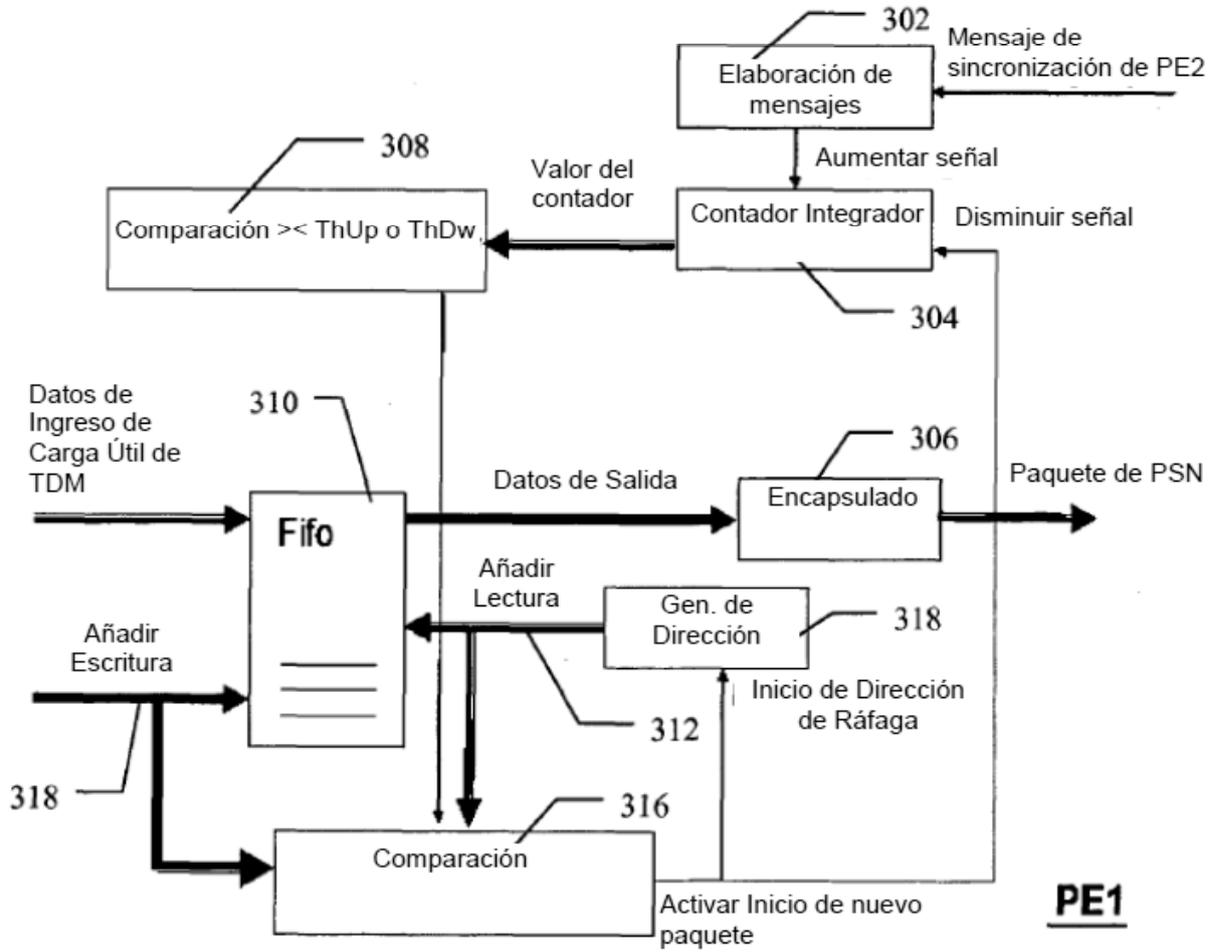


FIG. 3

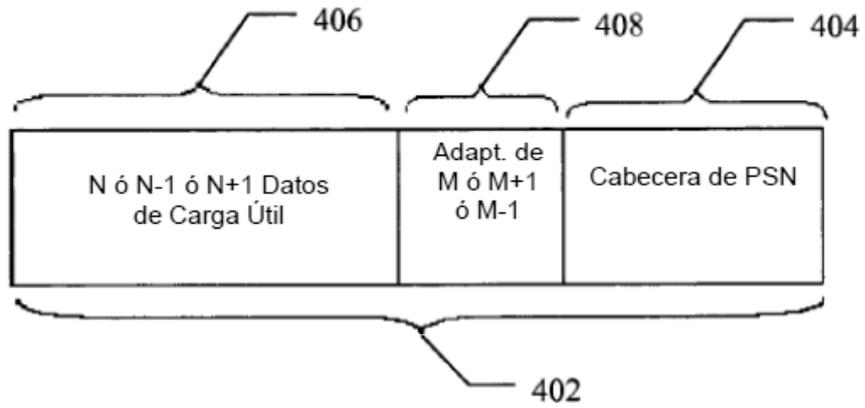


FIG. 4

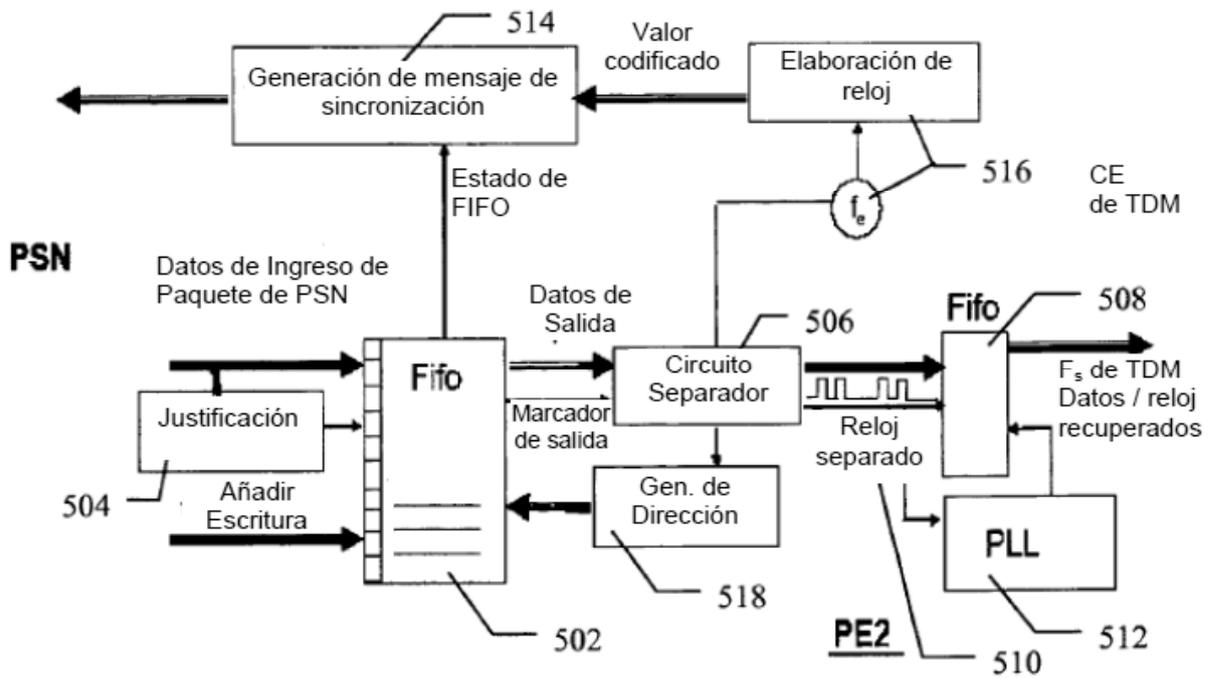


FIG. 5