

19



OFICINA ESPAÑOLA DE  
PATENTES Y MARCAS

ESPAÑA



11 Número de publicación: **2 706 522**

51 Int. Cl.:

**H04L 12/891** (2013.01)

**H04L 12/803** (2013.01)

**H04L 12/875** (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: **18.01.2016 PCT/EP2016/050927**

87 Fecha y número de publicación internacional: **18.08.2016 WO16128179**

96 Fecha de presentación y número de la solicitud europea: **18.01.2016 E 16702885 (1)**

97 Fecha y número de publicación de la concesión europea: **31.10.2018 EP 3257207**

54 Título: **Método de transmisión de datos entre un nodo de origen y un nodo de destino**

30 Prioridad:

**11.02.2015 GB 201502257**

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

**29.03.2019**

73 Titular/es:

**NATIONAL UNIVERSITY OF IRELAND,  
MAYNOOTH (100.0%)  
Maynooth, County Kildare, IE**

72 Inventor/es:

**SAAVEDRA, ANDRÉS GARCIA;  
KARZAND, MOHAMMAD y  
LEITH, DOUGLAS**

74 Agente/Representante:

**CURELL SUÑOL, S.L.P.**

ES 2 706 522 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 transmisión de datos entre un nodo de origen y un nodo de destino.

**5 Campo técnico**

La presente invención se refiere a un método de transmisión de datos entre un nodo de origen y un nodo de destino conectados por medio de múltiples caminos de una red heterogénea.

**10 Antecedentes**

La transmisión de datos entre un nodo de origen y un nodo de destino por múltiples caminos de una red está ampliamente aceptada, al menos en principio, como una técnica eficaz para mejorar el rendimiento (reducción de retardos, incremento del caudal, etcétera) y la resiliencia (si un camino se interrumpe, la conexión puede realizar elegantemente una conmutación de protección ante fallos hacia los caminos restantes).

Típicamente, dichos nodos de origen y de destino comprenderían una serie de interfaces de red, que usan, cada una de ellas, diferentes tecnologías para acceder a Internet, tales como redes celulares o redes de acceso fijas así como redes de acceso local por cable o inalámbricas. Estas tecnologías presentan diferentes características de calidad en términos de cobertura, capacidad, consumo de potencia, disponibilidad geográfica y coste.

La construcción de un mecanismo de transferencia multicamino, eficiente y utilizable en la práctica sigue constituyendo un desafío considerable. Uno de los problemas importantes es la reordenación de los paquetes. En referencia a la figura 1, cuando un nodo de origen (emisor) segrega paquetes por múltiples caminos, tales como un camino lento y un camino rápido según se muestra en la figura 1, las diferencias en el retardo de transmisión de los caminos se traducen en que los paquetes pueden llegar en un orden diferente con respecto al que se enviaron.

Así, en el ejemplo, una aplicación que se ejecuta un nodo de destino ha recibido los paquetes 1 y 2. No obstante, en común con muchas aplicaciones, la aplicación de la figura 1 requiere una entrega ordenada de paquetes en el destino (receptor). Por tanto, la aplicación no puede procesar ninguno de los paquetes recibidos 4 a 6 hasta que se haya recibido el paquete 3.

Obsérvese que el retardo de transmisión a lo largo de un camino puede variar fácilmente de manera rápida en un factor de 2 ó más debido a la formación de colas y a la congestión. Por lo tanto, cuando el paquete 3, ya sea intencionadamente o de manera inesperada, se haya transmitido a través del camino lento, es decir, cuando se haya incurrido en un retardo de transmisión, esto impone, a su vez, un retardo por reordenación sobre el procesado de los paquetes 4 a 6 mientras los mismos se mantienen en una memoria intermedia de reordenación.

La reordenación se puede traducir en un aumento del retardo, quizás un aumento considerable del retardo, para una aplicación. Este problema se ve notablemente acentuado por cualquier carácter impredecible, variable en el tiempo, del retardo de transmisión así como del índice de pérdida de paquetes en cada camino.

Ciertamente, si el retardo de transmisión de cada camino fuera fijo y conocido, es decir, determinista, resultaría posible planificar la transmisión de paquetes a través de cada uno de los caminos entre un nodo de origen y de destino de manera que los paquetes llegarían en orden y, por tanto, no se incurriría en ningún retardo por reordenación. No obstante, cuando no se tiene certeza sobre el retardo de transmisión, debido al carácter estocástico de los caminos subyacentes de la red, entonces surge un problema en la planificación de paquetes para su transmisión a través de caminos diferentes con un mínimo de retardo por reordenación.

La figura 2 ilustra por qué el hecho de no tener en cuenta la aleatoriedad de los retardos inherentes a los caminos de comunicación de la vida real cuando se planifica una transmisión de paquetes puede conducir a retardos por reordenación. En este ejemplo, dos paquetes 1, 2 deben planificarse a través de dos caminos/enlaces o interfaces con un retado unidireccional medio idéntico. Un planificador determinista que únicamente tenga en cuenta la esperanza de los retardos de los caminos puede que planifique el paquete 1 en un camino de alta varianza o volátil, obligando al paquete 2 a esperar por el paquete 1 en la memoria intermedia del receptor durante tiempos de transmisión más largos del paquete 1, lo cual hace que aumente el retardo por reordenación esperado.

A escalas mayores, cuando deben planificarse muchos caminos y/o paquetes, un planificador determinista podría conducir a retardos por reordenación elevados, en particular cuando algunos de los caminos presenten varianzas considerables.

Los trabajos previos sobre la transmisión de paquetes por múltiples caminos han tenido en cuenta el control conjunto de la congestión a través de los caminos, incluyendo: un control conjunto de la velocidad a la que se

envían los paquetes, por ejemplo, según se da a conocer en los documentos EP 2 537 301 y US nº 8.780.693; el uso de múltiples caminos para el equilibrado de la carga, según se da a conocer en el documento US nº 8.036.226; la movilidad cuando se usan múltiples caminos y un establecimiento de conexiones multicamino según se da a conocer en el documento US nº 8.824.480; la selección de la interfaz de entre las interfaces disponibles sobre la cual encaminar un flujo según se da a conocer en el documento US nº 7.230.921; y la selección del camino a lo largo del cual enviar informes de realimentación desde el receptor según se da a conocer en el documento US 2013/0077501.

El documento WO 2013/182122 da a conocer un método de transmisión de datos a través de múltiples enlaces con una secuenciación correcta de los paquetes en la recepción al tener en cuenta en la planificación de los paquetes el retardo esperado de propagación que se estima para cada enlace.

No obstante, estos no han afrontado el problema que se ha expuesto anteriormente en cuanto a la gestión de la planificación de paquetes que se van a transmitir a través de múltiples caminos de red que presentan retardos de transmisión s.

### Sumario

Según un primer aspecto de la presente invención, se proporciona un método de transmisión de datos entre un nodo de origen y un nodo de destino de acuerdo con la reivindicación 1.

Formas de realización de este método proporcionan una técnica para seleccionar sobre qué camino planificar la transmisión de paquetes de información, minimizando el retardo esperado por entrega ordenada, al tener en cuenta el carácter incierto, variable en el tiempo, del retardo en cada camino.

### Breve descripción de los dibujos

A continuación se describirán, a título de ejemplo, formas de realización de la invención en referencia a los dibujos adjuntos, en los cuales:

la figura 1 ilustra la reordenación de paquetes debido a diferencias en el tiempo de transmisión de los caminos;

la figura 2 ilustra cómo un planificador determinista puede derivar en un retardo por reordenación;

la figura 3 ilustra la planificación de paquetes para una trama que incluye 7 paquetes y en donde un primer camino tiene 4 ranuras de transmisión, un segundo camino tiene una ranura de transmisión, y un tercer camino tiene dos ranuras de transmisión;

la figura 4 ilustra el impacto de la reordenación sobre un camino con pérdidas donde se usa un código bloque; y

la figura 5 ilustra un algoritmo de poda de árbol utilizado en ciertas formas de realización.

### Descripción de las formas de realización preferidas

En referencia a continuación a la figura 3, un nodo de origen divide en tramas sucesivas un flujo continuo de paquetes que deben transmitirse a un nodo de destino, incluyendo cada trama un conjunto de N paquetes. Por un lado, es deseable aumentar el tamaño de las tramas y por tanto incrementar N, el número de paquetes por trama, por ejemplo, para permitir un aumento de la flexibilidad con la planificación. No obstante, tal como se apreciará a partir de la siguiente descripción, el aumento de N impone también una carga de procesamiento mayor sobre el nodo de origen para determinar la asignación óptima de paquetes a caminos de red con vistas a su transmisión. En algunas formas de realización N=7, aunque se apreciará que este valor puede aumentar o disminuir en función del poder de procesamiento disponible en un nodo de origen y dependiendo de las optimizaciones utilizadas en la implementación de las formas de realización.

Cada uno de los caminos a través de los cuales se transmitirán los paquetes de una trama se divide en una serie de ranuras, estando destinada cada ranura a transmitir un paquete dado de una trama.  $t_k$  se designa como la cantidad de tiempo requerida por la interfaz para transmitir un paquete en el camino  $k$  (retardo de transmisión). Con fines ilustrativos, en la figura 3, un nodo de origen ejemplificativo se puede comunicar con un nodo de destino a través de tres caminos de la red: el Camino 1 es el camino más rápido y, por tanto, comprende el número más alto de ranuras de transmisión, el Camino 3 es el siguiente más rápido y el Camino 2 es el más lento con solamente 1 ranura de transmisión, es decir,  $t_1 < t_3 < t_2$ .

Se apreciará que en implementaciones prácticas, no es necesario que los tiempos de transmisión  $t_k$  de los caminos sean múltiplos mutuos y, por tanto, el tiempo total para transmitir paquetes correspondientes a una

trama a través de un camino puede diferir con respecto al tiempo total para transmitir otros paquetes de la trama a través de otro camino.

5 En el ejemplo sencillo de la figura 3, los paquetes 1, 2, 4 y 7 se muestran de manera que se transmiten secuencialmente en las ranuras de transmisión del Camino 1. El paquete 5 se transmite en la ranura de transmisión individual correspondiente al Camino 2; y los paquetes 3 y 6 se transmiten en las dos ranuras de transmisión correspondientes al Camino 3.

10 No obstante, el problema consiste en decidir qué paquetes se transmiten a lo largo de qué camino y en qué orden, de manera que se minimice el retardo por entrega ordenada, teniendo en cuenta el carácter incierto, variable en el tiempo, del retardo en cada camino.

15 Formas de realización se basan en el modelo del retardo de transmisión  $t_k$  a través de un camino de red k como variable aleatoria. Por tanto, por ejemplo, cuando el retardo de transmisión se modela como una variable aleatoria Gaussiana, el retardo de transmisión esperado se puede modelar con un retardo medio  $\bar{t}_k$  y la variabilidad se puede modelar como una varianza  $\sigma_{t_k}^2$  para cada camino de red k.

20 Una vez que se ha modelado cada camino, y este modelo se puede actualizar periódicamente o de una trama a otra o sobre la base de cualesquiera otros criterios, tales como la adición o sustracción de un camino, entonces, para cada trama, el conjunto de  $N$  paquetes de la trama se asigna o adjudica a las diferentes ranuras  $s$  en los caminos  $k$  determinando una opción de planificación  $x$ , es decir, una asignación particular de paquetes a ranuras de transmisión para una trama, de entre un conjunto  $D$  de posibles opciones de planificación que minimiza la suma de los tiempos de entrega ordenada esperados:

$$25 \min_{x \in D} \sum_{p=1}^N E[d_p]$$

30 donde  $E[d_p] = E[a_p + r_p]$  es el tiempo esperado en el que el paquete  $p$  se entregará a la aplicación (lo cual únicamente ocurrirá una vez que el paquete  $p$  haya sido recibido y los paquetes 1 a  $p - 1$  hayan sido entregados a la aplicación). Con  $a_p$  se indica el tiempo de llegada del paquete  $p$  a su destino, y con  $r_p$  el retardo por reordenación adicional del paquete  $p$ , es decir, la cantidad de tiempo que debe esperar el paquete  $p$  a que los paquetes 1 a  $p - 1$  se entreguen a la aplicación después de la llegada del paquete  $p$ .

35 En una forma de realización, cada opción de planificación  $x = \{x_{1,1,1}, \dots, x_{p,k,s}, \dots, x_{p,K,S}\}$  se modela como un vector de tamaño  $N \cdot K \cdot S$ , donde  $S$  es el número máximo de ranuras contenidas en un camino en la trama actual. Cada elemento de este vector es una variable binaria de tal manera que  $x_{p,k,s} = 1$  si el paquete  $p$  está planificado en el camino  $k$  y la ranura  $s$ , y, en otro caso,  $x_{p,k,s} = 0$ . Este problema de optimización puede presentar restricciones adicionales para evitar opciones de planificación inviables o no deseables.

- 40 1.  $\sum_{p=1}^N x_{p,k,s} \leq 1, \forall k, \forall s$  de manera que se garantiza que un paquete se envía dentro de una ranura.
2.  $\sum_{k=1}^K \sum_{s=1}^S x_{p,k,s} = 1, \forall p$  con lo que, en una ranura, se planifica como mucho una copia de cada paquete  $p$ .
- 45 3.  $x_{p,k,s} = 0, \forall k, \forall p, \forall s > \frac{T}{t_k} = 0$ , de manera que se garantiza que no se planifiquen paquetes en ranuras no existentes.

50 Analicemos el retardo por reordenación esperado de un paquete, suponiendo que se conoce la llegada de cada paquete en el receptor. El primer paquete  $p = 1$  se entregará directamente a la aplicación tras su llegada ya que no debe esperar por paquetes anteriores, es decir:

$$d_1 = a_1 + r_1 = a_1.$$

55 El segundo paquete  $p = 2$  se entregará a la aplicación una vez que llegue y una vez que el paquete 1 se haya entregado a la aplicación, es decir:

$$d_2 = a_2 + \max\{0, d_1 - a_2\} = a_2 + \max\{0, a_1 - a_2\}.$$

De manera similar, para  $p = 3$ ,

$$\begin{aligned} d_3 &= a_3 + \max\{0, d_2 - a_3\} = a_3 + \max\{0, a_2 + \max\{0, a_1 - a_2\} - a_3\} = \\ &= a_3 + \max\{0, \max\{a_2, a_1\} - a_3\}. \end{aligned}$$

Así, el retardo por reordenación para el paquete  $p$ , dada una planificación  $x$ , se puede calcular con

$$r_p = \max\{0, \max\{a_1, a_2, \dots, a_{p-1}\} - a_p\} \quad (1)$$

y el problema de optimización resulta ser:

$$\min_{x \in D} \sum_{p=1}^N E[a_p] + E[\max\{0, \max\{a_1, a_2, \dots, a_{p-1}\} - a_p\}] \quad (2)$$

La solución a este problema no lineal proporciona una planificación/asignación óptima de paquetes a ranuras del camino para una trama.

Cuando los retardos de transmisión  $t_k$  para caminos respectivos  $k$  se modelen como variables aleatorias Gaussianas con un retardo medio  $\bar{t}_k$  y una varianza  $\sigma_{t_k}^2$  respectivamente, cada uno de los tiempos de llegada esperados de los paquetes  $E[a_p]$  se puede calcular de la manera siguiente:

$$E[a_p] = \sum_{k=1}^K \sum_{s=1}^S (E[T_k] + s \cdot \bar{t}_k) \cdot x_{p,k,s} \quad (3)$$

$E[T_k]$  es un retardo de propagación esperado de un paquete a través del camino de red  $k$ . Nuevamente, esto se puede modelar como una variable aleatoria.

Por tanto, si, en una asignación dada, un paquete se planifica en la 3ª ranura de transmisión para un camino  $k$ , entonces su tiempo de llegada esperado será  $E[T_k] + 3 \cdot \bar{t}_k \cdot 1$ , ya que el valor de  $x_{p,k,s}$  será 0 para la totalidad del resto de ranuras de la asignación.

No obstante, tal como se entenderá, el cálculo de  $E[r_p] = E[\max\{0, \max\{a_1, a_2, \dots, a_{p-1}\} - a_p\}]$ , calculando el máximo de los valores medios de 2 ó más variables Gaussianas no produce necesariamente el más exacto de los resultados. De este modo, formas de realización de la invención basadas en un modelo Gaussiano del retardo de transmisión se pueden optimizar para evitar dichas imprecisiones.

Una de las técnicas para mejorar la precisión del cálculo de  $E[r_p]$  implica la exclusión de algunos de los componentes del conjunto  $A_p = \{a_1, a_2, \dots, a_{p-1}\}$  usado para determinar  $E[r_p]$  con el fin de proporcionar una aproximación precisa  $\tilde{r}_p$  del retardo por ordenación esperado  $\tilde{r}_p \approx E[r_p]$  provocado por la opción de planificación  $x$ . Esto se puede realizar de la manera siguiente:

1. La función de la que se va a obtener la aproximación,  $E[\max\{0, \max\{a_1, a_2, \dots, a_{p-1}\} - a_p\}]$ , implica calcular el máximo sobre un conjunto de  $p - 1$  variables aleatorias Gaussianas, es decir, calcular  $\max\{A_p\} = \max\{a_1, a_2, \dots, a_{p-1}\}$ . Para obtener una aproximación más precisa, aunque todavía computacionalmente eficiente, se reduce el conjunto  $A_p = \{a_1, a_2, \dots, a_{p-1}\}$ , eliminando aquellas variables aleatorias que presentan cierta correlación con  $a_p$  o que no provocarán acciones de reordenación en  $a_p$ . De este modo, se eliminan todos esos elementos  $a_i$  cuando se cumple por lo menos una de las siguientes condiciones:

- $x_{p,k,s_p} = x_{i,k,s_i} = 1, \forall k, \forall i < p, \forall s_i < s_p$ : Esto elimina del conjunto todos los paquetes  $i$  planificados antes de  $p$  sobre la misma interfaz que  $p$ , lo cual suponemos que no provocará ningún retardo por reordenación y eliminará dependencias dentro del conjunto.
- Estadísticamente es improbable que la llegada del paquete  $i < p$  se produzca antes que el paquete  $p$ ; por ejemplo,  $E[a_i] + 3\sigma_{a_i} < E[a_p] - 3\sigma_{a_p}, \forall i < p$ : esto elimina aquellas llegadas planificadas claramente antes que  $p$ 's, de manera que la llegada de un paquete anterior a  $p$  no se producirá después de  $p$  con una alta probabilidad.

Este método, que produce un conjunto más pequeño  $\hat{A}$ , ayuda a mejorar la precisión de la aproximación de  $E[r_p]$  con un coste computacional razonable.

5 2. Incluso con el conjunto más pequeño  $\hat{A}$ , una simple comparación de los valores medios de las variables restantes no proporciona necesariamente el resultado más preciso o eficiente. En formas de realización todavía más optimizadas, encontramos una variable aleatoria Gaussiana  $\varphi$  que se aproxima a  $\max\{\hat{A}\} - a_p$ , es decir,  $\varphi \approx \max\{\hat{A}\} - a_p$ . Esto se puede realizar usando el algoritmo de Árbol Binario con Cálculo del Máximo tras Particiones (*Partition Max Binary Tree*) dado a conocer en "Advances in computation of the maximum of a set of gaussian random variables", de D. Sinha, H. Zhou, y N. V. Shenoy, *Computer-Aided Design of Integrated Circuits and Systems, IEEE Transactions on*, vol. 26, n.º 8, págs. 1522 a 1533, 2007. En este caso, el conjunto más pequeño  $\hat{A} = \{a_m, a_n, \dots\}$  producido anteriormente se particiona aleatoriamente en dos subconjuntos. Los subconjuntos se particionan adicionalmente en otros dos subconjuntos, y esto se repite de manera recursiva hasta que los subconjuntos tienen dos elementos (o menos):  $a_m$  y  $a_n$ . Encontramos, entonces, una variable aleatoria Gaussiana con el mismo valor medio y la misma varianza que  $\max\{a_m, a_n\}$  para todos los subconjuntos y propagamos la aproximación hacia atrás hasta que se alcanza la raíz del árbol dando como resultado una variable aleatoria Gaussiana que es una aproximación de  $\max\{A\}$ . A continuación, restamos  $a_p$  según la ecuación (1) anterior, dando como resultado  $\varphi \approx \max\{\hat{A}\} - a_p$ .

20 A continuación  $r_p \approx E[\max\{0, \varphi\}]$  se puede resolver analíticamente y se puede usar junto con una estimación del tiempo de llegada  $E[a_p]$ , por ejemplo según la ecuación (3) anterior, para determinar el retardo para una opción de planificación según la ecuación (2). De este modo, se puede calcular  $\sum_{p=1}^N E[d_p]$  para cualquier opción de planificación x.

25 Se apreciará que, aunque el ejemplo anterior se ha descrito en términos de modelar el tiempo de llegada usando una distribución Gaussiana, también puede modelarse el retardo de los caminos, por ejemplo, usando una distribución de Poisson o exponencial. Alternativamente, se pueden utilizar distribuciones con valores discretos para reflejar situaciones en las que el retardo de transmisión conmuta aleatoriamente entre uno de una serie de valores de retardo de transmisión discretos.

30 En cualquier caso, se apreciará que la determinación del retardo mínimo entre un conjunto elevado de posibles opciones de asignación x podría llegar a ser computacionalmente inviable al aumentar el tamaño de las tramas, ya que el sobrecoste de procesamiento sería, por defecto, del orden de N!

35 Así, en algunas formas de realización, para incrementar N, aunque de manera que el cálculo se mantenga viable en cualquier nodo de origen dado, se utiliza un conjunto menor de opciones de planificación que la *totalidad* de las opciones posibles. En primer lugar, se enumeran de 1 a N todas las ranuras contenidas en una trama y se redefine una opción de planificación como  $y = \{m_1, m_2, \dots, m_N\}$ , donde  $m_i$  es el paquete planificado en la ranura i. De esta manera, todas las opciones de planificación posibles se representan mediante todas las permutaciones del conjunto  $\{1, 2, \dots, N\}$ .

40 Un algoritmo de poda de árbol puede construir todas las permutaciones de asignación de paquetes a ranuras, de manera recursiva, construyendo un árbol en el que cada rama (desde la raíz a la hoja) se corresponde con una opción de planificación y. A continuación, el algoritmo poda ramas (opciones de planificación) a medida que las construye siempre que detecta que dicha opción provocará probablemente un alto retardo por reordenación. De esta manera, se reduce sustancialmente el tiempo de ejecución ya que aquellas ramas que crecerían desde la rama podada ni se crean ni son verificadas, y se crea un conjunto más pequeño de opciones D, aliviando la carga computacional de la inspección del solucionador. De esta manera, se poda una rama si se cumple una de las siguientes condiciones:

- 50
- $X_{i,k,sp} = X_{p,k,si} = 1, \forall k, \forall i < p, \forall s_i < s_p$ : Esto evita que un paquete p se planifique antes que el paquete  $i < p$  en el mismo camino lo cual provocará seguramente un retardo por reordenación (obsérvese que nos podemos beneficiar de realizar esto si se lleva a cabo sobre un camino diferente).
  - 55 - Cualquier asignación en la que la llegada de un paquete  $i < p$  antes de un paquete p sea estadísticamente improbable. Por ejemplo,  $E[a_i] - 3\sigma_{a_i} > E[a_p] + 3\sigma_{a_p}, \forall i < p$ : Se evita que cualquier paquete p se planifique mucho antes que un paquete  $i < p$ , para cualquier camino, cuando la probabilidad de obtener beneficio de ello sea marginal (es decir, cuando sea prácticamente imposible que el paquete  $i < p$  se pudiera entregar antes que el paquete p).
- 60

En la figura 5 se proporciona un ejemplo. En este ejemplo, se observa que la adjudicación del paquete 1 a la primera ranura y del paquete 2 a la segunda ranura provoca un retardo por reordenación elevado (línea 50). Esto puede ocurrir cuando la ranura 1 se corresponde con un camino mucho más lento que el de la ranura 2. Así, no

se creará ninguna de las ramas que cuelgan de esta (en líneas de trazos, y el algoritmo se desplazará a otras ramas).

5 Una variante extrema de la poda del árbol, que incrementa adicionalmente la eficiencia, es la utilización de un planteamiento de planificación ávido (*greedy*) simple por el cual cada paquete  $p$  se transmite sobre el camino que minimiza  $E[d_p]$  (es decir, en lugar de planificar conjuntamente paquetes para minimizar explícitamente  $\sum_{p=1}^N E[d_p]$ . De hecho, bajo ciertas condiciones, dicho planteamiento de planificación ávido puede ser óptimo para la tarea de planificación conjunta y, por tanto, minimizar  $\sum_{p=1}^N E[d_p]$ .

10 Volviendo a continuación a un segundo aspecto de esta invención, se conoce la transmisión de información redundante dentro de un flujo continuo de datos en un intento por mitigar el retardo provocado por un receptor que está a la espera potencialmente de la retransmisión de paquetes perdidos. Los planteamientos de codificación convencionales hacen uso de códigos bloque, por los cuales paquetes de información se agrupan en bloques (tramas) y, para cada bloque (trama), se generan por separado paquetes codificados que incluyen la información redundante requerida. Los paquetes codificados se pueden usar para recuperarse de la pérdida de paquetes de información dentro del mismo bloque.

15 En cualquier caso, la recuperación de paquetes de información perdidos requiere que el receptor espere a la recepción de los paquetes codificados a partir de los cuales se puede reconstruir el paquete de información. Esto significa que, cuando se usan múltiples caminos, la reordenación de paquetes codificados, bloques y de paquetes entre bloques también puede contribuir al retardo por entrega ordenada.

20 Esto se ilustra en la figura 4 en la que la entrega de paquetes del bloque 3 se retarda hasta que se hayan descodificado satisfactoriamente todos los paquetes del bloque 2. Debido a la pérdida de paquetes, este retardo puede ser de B paquetes o superior, en donde B es la longitud del bloque en paquetes.

25 En una forma de realización de la presente invención de múltiples caminos, el nodo de origen determina un índice de pérdida de paquetes para cada camino de la red. Preferentemente, el nodo de origen planifica la transmisión de paquetes codificados a través del camino de red disponible con el índice de pérdida más alto. Esto significa que en el conjunto de opciones de asignación  $x$  o  $y$  a las que se ha hecho referencia anteriormente y que están disponibles para ser consideradas por el nodo de origen, únicamente se consideran opciones de asignación en las que se transmiten paquetes que contienen datos redundantes en el camino disponible con el índice de pérdida más alto. Esto se basa en la observación de que si es menos probable que se pierdan paquetes de información, pueden perderse paquetes codificados en la medida en la que es menos probable que los mismos sean necesarios.

30 Igual que las variantes mencionadas anteriormente, son posibles otras variantes. Tal como se ha mencionado previamente, la cantidad de tiempo total requerida por la interfaz para transmitir los paquetes correspondientes a una trama en un camino  $k$  (retardo de transmisión) puede diferir con respecto a otros caminos. Si hubiera una diferencia significativa en los tiempos, entonces, si una fuente tuviera que esperar hasta un tiempo de inicio común para transmitir los paquetes para una trama subsiguiente, esto podría afectar negativamente a la latencia del sistema.

35 Así, todavía en otras variantes del sistema, ecuaciones tales como la ecuación (3) a la que se ha hecho referencia anteriormente para determinar un tiempo de llegada esperado de paquetes se pueden ampliar de manera que tengan en cuenta un tiempo de inicio variable para paquetes de una trama, en función de los tiempos de finalización variables correspondientes a los paquetes de tramas previas, es decir, puede ser posible tener en cuenta una disponibilidad anterior esperada para transmitir a través de un camino en lugar de otro, en la determinación de las ranuras disponibles para la planificación así como en los paquetes a asignar a esas ranuras. En este caso, el tiempo de llegada esperado de un paquete de una trama  $a_p$  se podría modelar como:

$$E[a_p] = E[\sum_k \sum_s (T_k + s \cdot t_k) \cdot x_{p,k,s} + \Delta k]$$

40 donde  $\Delta k$  es el tiempo de inicio relativo para transmitir paquetes para una trama dada en un camino  $k$  basándose en diferencias de los tiempos de finalización esperados para transmitir los paquetes correspondientes a una trama previa sobre los múltiples caminos  $k$ .

45 Finalmente, se observará que en el modelado del comportamiento de cualquier camino de red, se utiliza una medida de la variabilidad. En algunas implementaciones, esta medida de la variabilidad se podría combinar con un factor de riesgo. En un ejemplo simple, en lugar de usar 3 sigmas en la poda del árbol o para calcular el retardo esperado, podrían utilizarse 2 ó menos sigmas. Si el factor de riesgo se fija a un valor más alto, entonces las opciones de planificación se podrían modificar de tal manera que, en algunos casos, tienda a alcanzarse una latencia menor, aunque esto puede suceder a costa de un aumento del riesgo de retardos inesperados, por ejemplo, si un camino se comportase de manera más variable que lo esperado. En tales formas de realización,

este factor de riesgo podría ser fijado y, posiblemente, cambiado por un usuario para lograr mejores resultados operativos de acuerdo con sus preferencias y con el entorno de funcionamiento.

- 5 En cualquier caso, se apreciará que formas de realización de la presente invención se comportan al menos tan bien como un planificador determinista en caso de que la variabilidad del retardo de transmisión sea cero, aunque mejoran su rendimiento a la luz de dicha variabilidad.



**REIVINDICACIONES**

1. Método de transmisión de datos entre un nodo de origen y un nodo de destino conectados por medio de múltiples caminos de una red heterogénea, entregando por lo menos uno de dichos caminos paquetes con un tiempo de entrega no determinista, comprendiendo dicho método:

dividir dichos datos en tramas, comprendiendo cada trama una serie de paquetes N, donde el procesado por parte del nodo de destino de un paquete de información p está condicionado a la recepción de los datos correspondientes a cualquier paquete de información i donde  $i < p$ ;

adjudicar, para cada camino de red k, un número de ranuras de transmisión secuenciales s, cada una de ellas para transmitir un paquete dado p de dicha trama;

proporcionar un conjunto D de posibles asignaciones x de paquetes a ranuras de transmisión para una trama;

determinar una asignación x con un retardo mínimo de entrega ordenada de dichos paquetes:

$$\min_{x \in D} \sum_{p=1}^N E[a_p] + E[r_p]$$

donde:

$a_p$  es el tiempo de llegada del paquete p a su destino,  $E[a_p]$  es un tiempo de llegada esperado del paquete p a su destino:  $E[a_p] = E[\sum_k \sum_s (T_k + s \cdot t_k) \cdot x_{p,k,s}]$

donde:

$T_k$  es un retardo de propagación de un paquete a través del camino de red k;

$x_{p,k,s} = 1$  donde, en una asignación dada x, un paquete p se va a transmitir en una ranura de transmisión s de un camino de red k; y 0 en otro caso;

$t_k$  es un retardo de transmisión para un paquete a través de un camino de red k;  $r_p$  es el retardo de reordenación para el paquete p y  $E[r_p]$  es un retardo de reordenación esperado para el paquete p:

$$E[r_p] = E[\max\{0, \max\{a_1, a_2, \dots, a_{p-1}\} - a_p\}];$$

y

transmitir dichos paquetes de acuerdo con dicha asignación determinada x.

2. Método según la reivindicación 1, que además comprende modelar el retardo de transmisión para un camino de red k como una variable aleatoria distribuida Gaussiana con un tiempo de entrega medio  $\bar{t}_k$  y una varianza  $\sigma_k^2$ .

3. Método según la reivindicación 1, que comprende omitir de la consideración en el cálculo de dicho retardo de reordenación esperado para un paquete p, el tiempo de llegada esperado de cualquier paquete i planificado para ser transmitido antes que el paquete p en el mismo camino de red k que el paquete p.

4. Método según la reivindicación 1, que comprende omitir de la consideración en el cálculo de dicho retardo de reordenación esperado para un paquete p, cualquier paquete i planificado para llegar a dicho nodo de destino sustancialmente antes que el paquete p.

5. Método según la reivindicación 2, que comprende omitir de la consideración en el cálculo de dicho retardo de reordenación esperado para un paquete p, cualquier paquete i en el que:

$$E[a_i] + 3\sigma_{a_i} < E[a_p] - 3\sigma_{a_p}$$

donde  $a_i$  es el tiempo de llegada del paquete a su destino,  $\sigma_{a_i}^2$  es la varianza para el tiempo de llegada del paquete i en el camino de red en el cual está asignado un paquete,  $E[a_i]$  es el tiempo de llegada estimado del paquete i a su destino,  $a_p$  es el tiempo de llegada del paquete p a su destino,  $\sigma_{a_p}^2$  es la varianza para el tiempo de llegada del paquete p en el camino de red en el cual está asignado el paquete p, e  $i < p$ .

6. Método según la reivindicación 2, en el que como respuesta a que un conjunto  $A = \{a_1, a_2, \dots, a_{p-1}\}$  empleado en la determinación de dicho retardo de reordenación esperado  $E[r_p]$  para el paquete p incluya más de 2 elementos diferentes de cero que deben ser tenidos en cuenta, usar un algoritmo de Árbol Binario con Cálculo del Máximo tras Particiones para proporcionar una estimación  $\varphi \approx \max\{A\} - a_p$ .

5

7. Método según la reivindicación 1, que comprende excluir de dicho conjunto de asignaciones D cualquier asignación en la cual un paquete p esté planificado en el mismo camino antes que un paquete i donde  $i < p$ .

8. Método según la reivindicación 1, que comprende excluir de dicho conjunto de asignaciones D cualquier asignación cuando sea estadísticamente improbable que un paquete  $i < p$  se pueda entregar antes que un paquete p; y excluir de dicho conjunto de asignaciones D cualquier asignación en la cual un paquete i esté planificado en una ranura de transmisión en la que:

10

$$E[a_i] - 3\sigma_{a_i} > E[a_p] + 3\sigma_{a_p}$$

15

donde  $a_i$  es el tiempo de llegada del paquete i a su destino,  $\sigma_{a_i}^2$  es la varianza para el tiempo de llegada del paquete i en el camino de red en el cual está asignado un paquete i,  $E[a_i]$  es el tiempo de llegada estimado del paquete i a su destino,  $a_p$  es el tiempo de llegada del paquete p a su destino,  $\sigma_{a_p}^2$  es la varianza para el tiempo de llegada del paquete p en el camino de red en el cual está asignado un paquete p, e  $i < p$ .

20

9. Método según la reivindicación 1, que comprende asignar cada paquete de una trama solamente a una ranura de transmisión.

10. Método según la reivindicación 1, en el que por lo menos uno de dichos paquetes comprende datos redundantes, y comprendiendo preferentemente planificar paquetes que comprenden datos redundantes en un camino de red disponible que tiene el índice de pérdida de paquetes más alto.

25

11. Método según la reivindicación 1, en el que el retardo de transmisión en un camino k depende de la cantidad de tiempo media que se tarda en que un paquete p sea transmitido desde el origen al destino y de la cantidad de tiempo media requerida por un nodo de origen para transmitir un paquete en el camino k.

30

12. Método según la reivindicación 1, en el que uno o ambos de entre un tiempo de inicio o un tiempo final para transmitir paquetes para una trama a través de un camino difiere del tiempo de inicio o del tiempo final para transmitir paquetes para la trama a través de otros de dichos múltiples caminos.

35

13. Método según la reivindicación 1, que además comprende modelar el retardo de transmisión para un camino de red k en forma de una variable de valor discreto.

14. Producto de programa de ordenador que comprende un código legible por ordenador que cuando se ejecuta en un dispositivo informático está dispuesto para llevar a cabo todas las etapas de método según cualquiera de las reivindicaciones 1 a 13.

40

15. Nodo de red dispuesto para comunicarse con uno o más nodos de red a través de una red de comunicaciones, estando el nodo dispuesto para llevar a cabo todas las etapas de método según cualquiera de las reivindicaciones 1 a 13.

45

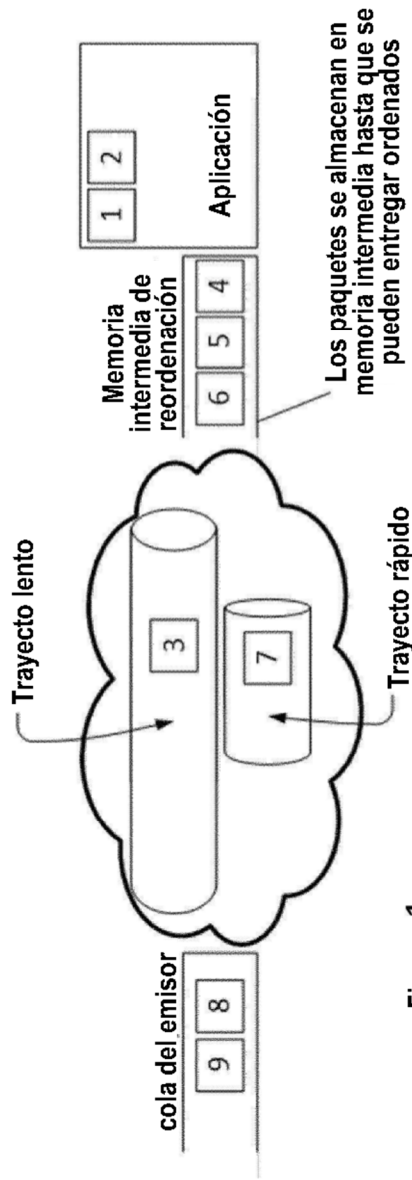


Figura 1

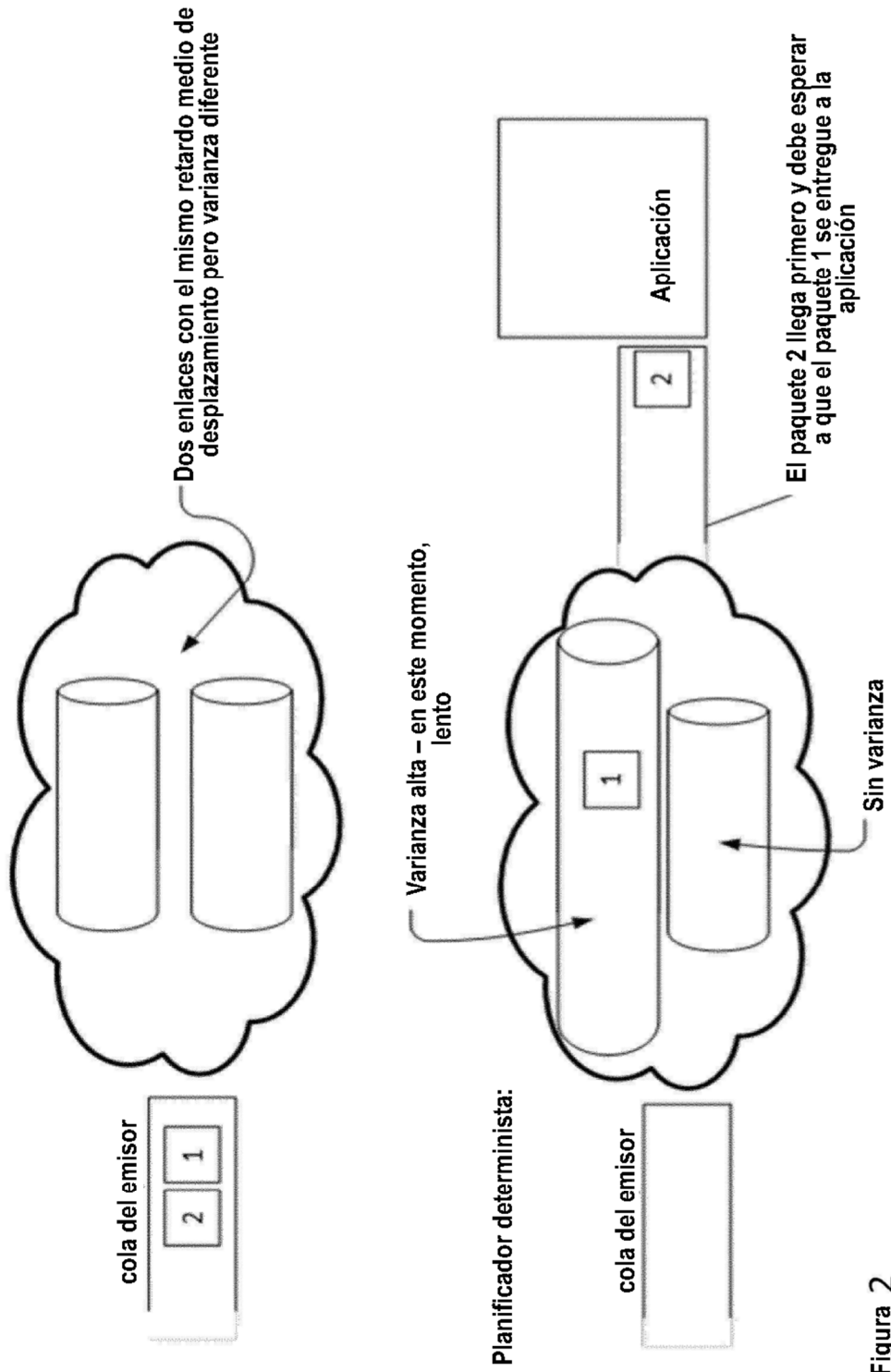


Figura 2

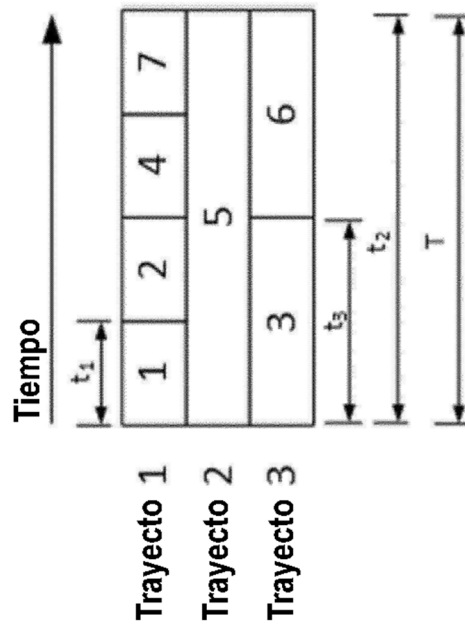


Figura 3

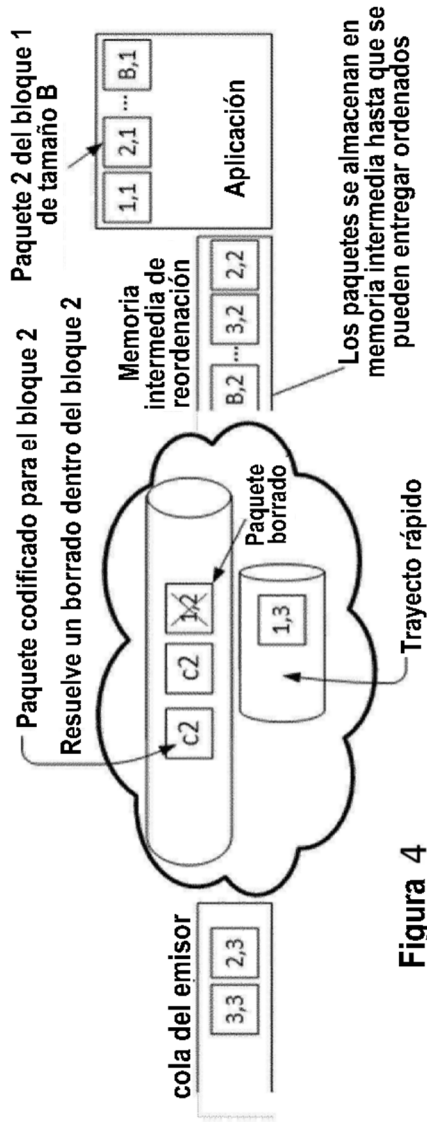


Figura 4

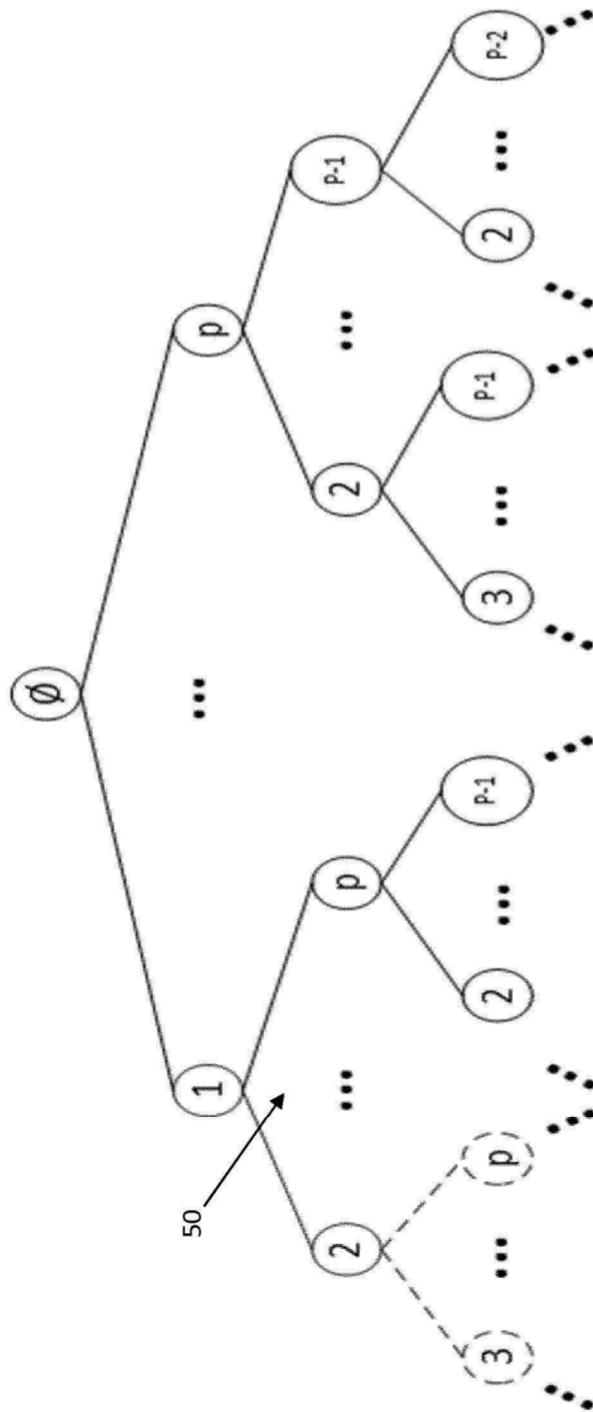


Figure 5