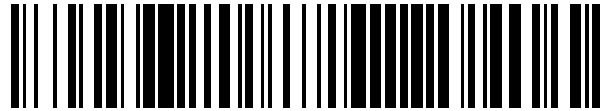


19



OFICINA ESPAÑOLA DE
PATENTES Y MARCAS

ESPAÑA



11 Número de publicación: **2 533 057**

51 Int. Cl.:

H04L 29/08 (2006.01)

12

TRADUCCIÓN DE PATENTE EUROPEA

T3

96 Fecha de presentación y número de la solicitud europea: **03.10.2012 E 12769648 (2)**

97 Fecha y número de publicación de la concesión europea: **21.01.2015 EP 2697954**

54 Título: **Método y dispositivo para la disposición de pares en una red P2P de difusión continua en directo**

30 Prioridad:

05.10.2011 SE 1150920
05.10.2011 US 201113253302

45 Fecha de publicación y mención en BOPI de la traducción de la patente:
07.04.2015

73 Titular/es:

PEERIALISM AB (100.0%)
P.O Box 5207
102 45 Stockholm, SE

72 Inventor/es:

EL-BELTAGY, MOHAMMED;
NAIEM, AMGAD y
ESSAYADI, FOUAD

74 Agente/Representante:

CARPINTERO LÓPEZ, Mario

ES 2 533 057 T3

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

DESCRIPCIÓN

Método y dispositivo para la disposición de pares en una red P2P de difusión continua en directo

5 CAMPO DE LA INVENCION

La presente invención se refiere a un método de disposición de pares en una red P2P y a un dispositivo para disponer pares en una red P2P.

10 ANTECEDENTES DE LA INVENCION

Para el flujo continuo de vídeo en directo en un sistema de cliente-servidor, el flujo de vídeo se descarga desde el servidor de flujo continuo (esto es, la fuente) al cliente. Un flujo continuo de vídeo consiste en un conjunto de elementos de datos consecutivos, un subconjunto de datos, que el cliente demanda periódicamente con el fin de reproducir las señales de vídeo. Un servicio de flujo continuo en directo, susceptible de escalamiento, requiere un ancho de banda del flujo continuo de magnitud suficiente para satisfacer a un número creciente de clientes a través de Internet. Con el fin de reducir el coste del servidor de flujo continuo, se ha desarrollado un flujo continuo en directo de par a par (P2P). El concepto básico de flujo continuo en directo P2P es hacer que los clientes, referidos como pares en este contexto, compartan la carga con el servidor de flujo continuo.

Los sistemas de flujo continuo en directo P2P han merecido gran interés en los últimos años y tienen la ventaja de permitir a una fuente de flujo continuo difundir, a modo de ejemplo, una señal de vídeo en directo a un gran número de pares, sin tener que proporcionar la totalidad del ancho de banda requerido. Esta operación se realiza haciendo uso de la capacidad de carga de los pares para prestar asistencia a la fuente de flujo continuo en la difusión del contenido a los pares.

Las redes P2P comprenden cualesquiera redes constituidas por entidades que proporcione cada una acceso a una parte de sus recursos (p.e., capacidad de procesamiento, memorización en disco y/o ancho de banda) a otras entidades. El concepto de P2P difiere de la arquitectura de cliente/servidor tradicional basada en redes en donde una o más entidades operativas (p.e., ordenadores) están dedicadas a prestar servicio a los demás en la red. En condiciones normales, las entidades en una red P2P ejecutan protocolos de gestión de redes similares y programas informáticos afines. Las aplicaciones para las redes P2P son numerosas y pueden incluir, a modo de ejemplo, el transporte y/o memorización de datos en Internet, tal como una distribución de vídeo para propietarios de contenidos.

Numerosos sistemas se han desarrollado para hacer uso eficiente de la capacidad de carga de los pares. Estos sistemas pueden dividirse en dos categorías principales.

Los denominados sistemas basados en árboles de decisión operativa utilizan la construcción de uno o más árboles estructurados en una red de superposición en donde los pares en la parte superior de cada árbol operativo alimenta a los pares situados debajo. Este método funciona adecuadamente cuando los pares no se incorporan o dejan el sistema a alta frecuencia puesto que se consigue el flujo de datos sin necesidad de ningún mensaje adicional entre los pares. Sin embargo, en un entorno de alta rotación de pares, el mantenimiento de los árboles de decisión operativa puede ser muy costoso y a veces, se hacen necesarias la destrucción y reconstrucción de dichos árboles de decisión.

Los sistemas basados en mallas no hacen necesaria una construcción del tipo de árboles de decisión o dicho de otro modo, la conectividad de pares no forma una superposición especificada y están conectados entre sí en una manera no estructurada. Intercambian datos por intermedio de la así denominada comunicación gossip ('rumor') o enviando mensajes de demanda de datos entre sí. Un inconveniente con estos sistemas basados en mallas operativas es que pueden tener un largo tiempo de establecimiento operativo, puesto que los nodos necesitan negociar entre sí para encontrar pares. Sin embargo, numerosos sistemas utilizan el método basado en mallas puesto que es muy sólido para utilizaciones de gran magnitud. En dichos sistemas, cada par tiene varios pares próximos de los que descarga potencialmente y el fallo de cualquier par próximo no es, por lo tanto, tan crítico como en los sistemas basados en árboles de decisión.

Aunque los pares individuales toman decisiones, a nivel local, sin tener una visión global en los sistemas basados en mallas, pueden, no obstante, alcanzar ahorros comparables al que obtienen los sistemas basados en árboles de decisión cuando se considera la rotación de pares denominada *peer churn*, principalmente puesto que no tienen que realizar la pesada carga de mantener una visión de la estructura de conectividad global.

En una red de flujo continuo en directo P2P descentralizada, cada par tiene k pares próximos desde los cuales puede intentar descargar el contenido de datos. De este modo, el par intentará encontrar un par próximo desde el que efectuar la descarga en lugar de descargar el contenido de datos desde el servidor de flujo continuo. Dada dicha red de superposición de la técnica anterior, si los pares inician el flujo continuo de contenido de datos desde el mismo punto en el tiempo, todos los pares no encontrarán un par de carga que tenga un contenido útil. En

consecuencia, casi todos los pares efectuarán la descarga desde el servidor de flujo continuo, lo que da lugar, en última instancia, a ahorros mínimos en la utilización del ancho de banda del servidor de flujo continuo.

5 La idea inventiva de "Leyes de escalamiento y soluciones de compromiso en un flujo continuo multimedia en directo par a par" por Small et al investiga las leyes de escalamiento de un flujo continuo multimedia P2P en directo estudiando, de forma cuantitativa, los efectos asintóticos y las soluciones de compromiso entre tres parámetros principales en el flujo continuo P2P: coste del ancho de banda del servidor, el número máximo de pares que pueden soportarse y el número máximo de saltos operativos de flujo continuo experimentados por un par.

10 SUMARIO DE LA INVENCION

Un objetivo de la presente invención es resolver, o al menos mitigar, estos problemas en la técnica anterior.

15 Este objetivo se alcanza por el método y dispositivo para la disposición de pares en una red P2P en conformidad con las reivindicaciones independientes y las formas de realización preferidas se definen por las reivindicaciones subordinadas.

20 Con esta finalidad, se recibe una demanda desde un par entrante en la red para recibir un contenido de datos. En adelante, se determina una latencia con la que el par entrante ha de recibir el contenido de datos con respecto a un punto de reproducción en tiempo real del contenido de datos distribuido por la fuente de flujo continuo. Después de que se haya determinado la latencia, el par entrante se proporciona con una pluralidad de pares aleatoriamente seleccionados a partir de los que se puede descargar el contenido de datos demandado con una probabilidad prevista, dependiendo de la latencia determinada. De este modo, al par entrante le está permitido descargar, con la probabilidad prevista, el contenido de datos demandado desde un par seleccionado de entre los pares
25 aleatoriamente seleccionados que tengan una latencia inferior a la determinada para el par entrante.

De este modo, seleccionando adecuadamente una latencia apropiada para el par entrante, puede aumentarse la posibilidad de tener la descarga del par entrante desde uno de sus pares próximos. De forma análoga, lo que
30 antecede disminuye el riesgo de tener un par que descargue el contenido de datos a partir de la fuente de flujo continuo.

Conviene señalar que la invención se refiere a todas las combinaciones posibles de características establecidas en las reivindicaciones. Otras características y ventajas de la presente invención se harán evidentes cuando se
35 constaten los contenidos de las reivindicaciones adjuntas y de la descripción siguiente. Los expertos en esta técnica entenderán que pueden combinarse diferentes características de la presente invención para crear formas de realización distintas a las que se describen a continuación.

BREVE DESCRIPCION DE LOS DIBUJOS

40 La invención se describe a continuación, a modo de ejemplo, haciendo referencia a los dibujos adjuntos, en donde:

La Figura 1 ilustra un flujo continuo de datos en una red P2P de flujo continuo en directo según la técnica anterior;

45 Las Figuras 2a y b ilustran un flujo continuo de datos en una red P2P de flujo continuo en directo según una forma de realización de la presente invención;

La Figura 3 ilustra la función de un dispositivo de seguimiento según una forma de realización de la presente invención;

50 La Figura 4 ilustra una distribución de probabilidad de latencias de pares de red con respecto a un punto de reproducción en tiempo real de una fuente de flujo continuo según una forma de realización de la presente invención;

55 La Figura 5 ilustra una forma de realización de la presente invención en donde pares con latencia d_i envían demandas a los pares próximos en la zona α ;

La Figura 6 ilustra una denominada distribución de Poisson utilizada para la modelización de la distribución de latencias de pares de la red según una forma de realización de la presente invención;

60 La Figura 7 ilustra los ahorros de ancho de banda de la fuente de flujo continuo según una forma de realización de la presente invención y

La Figura 8 ilustra una representación en histogramas de las latencias de pares de la red según una forma de realización de la presente invención.

65

DESCRIPCION DETALLADA DE LA INVENCION

La invención se describirá ahora, de forma más completa, haciendo referencia a los dibujos adjuntos, en donde se ilustran algunas formas de realización de la invención. Esta invención puede ser, sin embargo, materializada en numerosas formas de realización distintas y no debe interpretarse como limitada a las formas de realización establecidas en esta descripción; por el contrario, estas formas de realización se proporcionan a modo de ejemplo, de modo que esta idea inventiva será a fondo y completa y transmitirá plenamente el alcance de la invención a los expertos en esta técnica.

La Figura 1 ilustra una red de superposición P2P de la técnica anterior con pares p_1 - p_{15} aleatoriamente conectados a un servidor de flujo continuo SS. El servidor de flujo continuo distribuye el contenido de datos dividido en más pequeños elementos de datos que son objeto de flujo continuo a los pares de la red. De este modo, el contenido de datos se divide en elementos de datos consecutivos referidos como subconjuntos de datos por intermedio de esta aplicación. Lo que antecede se ilustra en la sección inferior de la Figura 1, en donde el contenido de datos está dividido en más pequeños subconjuntos de datos DS1-DS3. Una vez que la fuente de flujo continuo SS haya "empaquetado" un subconjunto DS, puede presentarse a un par, que inicia la reproducción del subconjunto de datos mientras que la fuente de flujo continuo proporciona el subconjunto de datos siguiente. En la Figura 1, el servidor de flujo continuo carga el subconjunto de datos DS1 a los pares p_1 , p_2 , p_3 , p_6 , p_8 , p_{10} y p_{14} , en donde la reproducción de DS1 se reanuda en cada par respectivo. Al mismo tiempo, el servidor de flujo continuo proporciona el subconjunto de datos DS2 y una vez que los pares p_1 , p_2 , p_3 , p_6 , p_8 , p_{10} y p_{14} hayan efectuado una reproducción completa del subconjunto de datos DS1 se memoriza en una memoria intermedia de reproducción del par respectivo. El servidor de flujo continuo carga así el subconjunto de datos DS2 a los pares p_1 , p_2 , p_3 , p_6 , p_8 , p_{10} y p_{14} , mientras que el par p_2 carga el más reciente subconjunto de datos completamente descargados DS1 a los pares p_7 , p_9 y p_{13} , mientras que el par p_3 carga DS1 al par p_4 y así sucesivamente.

Por lo tanto, en dicha red de flujo continuo directo P2P de la técnica anterior, cada par entrante en la red solicitará a un dispositivo de registro de seguimiento (no ilustrado) el más reciente subconjunto de datos para iniciar el flujo continuo desde los k pares aleatorios para sus pares próximos. A continuación, el par entrante se dirigirá a sus pares próximos para el más reciente subconjunto de datos y si encuentra el subconjunto de datos requerido en cualquier par próximo, iniciará el flujo continuo operativo desde ese par próximo. Según se describió con anterioridad, debido al retardo de la red y a la falta de sincronización, el par entrante se retrasará en al menos la duración completa de un subconjunto de datos desde su dispositivo de carga y al menos dos veces que la del servidor de flujo continuo a condición de que el dispositivo de carga del par entrante esté retardado en al menos la duración completa de un subconjunto de datos desde la fuente de flujo continuo. Dicho de otro modo, con respecto a un punto de reproducción en tiempo real RT del contenido de datos distribuido por la fuente de flujo continuo, por lo que el par entrante tendrá una latencia de al menos dos subconjuntos de datos, mientras que su dispositivo de carga tendrá una latencia de al menos un subconjunto de datos. Si el par entrante no puede encontrar el más reciente subconjunto de datos en uno de sus pares próximos, lo descargará desde el servidor de flujo continuo. En comparación con una red de cliente-servidor tradicional, en donde el servidor distribuye el contenido a todos los clientes en la red, con ahorros en la carga del servidor de flujo continuo de la red P2P en la Figura 1 es $8/15 = 0.53$. Es decir, en lugar de efectuar el flujo continuo del contenido a todos los 15 pares, un servidor de flujo continuo SS efectúa el flujo del contenido dirigido hacia siete de los pares que, a su vez, descargan el servidor efectuando un flujo continuo del contenido hacia los ocho pares restantes.

A continuación, haciendo referencia a la Figura 2a que ilustra una forma de realización de la presente invención, un nuevo par p_i se introduce en la red y demanda al dispositivo de registro de seguimiento la recepción del contenido de datos originalmente objeto de flujo continuo desde la fuente SS. El dispositivo de registro de seguimiento determina que la latencia, con respecto a un punto de reproducción en tiempo real RT del contenido de datos distribuido por la fuente de flujo continuo, con la que el par entrante ha de recibir el contenido de datos es d_i unidades de tiempo, esto es, el par entrante recibirá y será capaz de reproducir un subconjunto de datos en d_i unidades de tiempo después de que el mismo subconjunto de datos se haya presentado en tiempo real por la fuente de flujo continuo. A continuación, el dispositivo de registro de seguimiento proporcionará al par entrante una lista de los pares aleatoriamente seleccionados a partir de los que se puede descargar el contenido de datos. Esta lista de pares se deriva o muestrea a partir de una función de densidad de probabilidad para el par como una función de latencia. De este modo, al par entrante le está permitido la descarga, desde un subconjunto seleccionado de los pares listados que tienen una latencia inferior a la determinada para el par entrante, el contenido de datos con la latencia d_i determinada con respecto al punto de reproducción en tiempo real de la fuente de flujo continuo.

Con referencia de nuevo a la Figura 2a, el subconjunto de datos que se presenta por la fuente de flujo continuo en tiempo real cuando un par entra en la red es DS5. Suponiendo, a modo de ejemplo, que la latencia determinada d_i es de 3 unidades y se expresa en una resolución de duraciones de subconjuntos de datos, esto es, la latencia determinada es de tres subconjuntos de datos completos y la lista proporcionada por el dispositivo de registro de seguimiento al par entrante p_i comprende los pares p_2 , p_5 , p_6 , p_7 y p_8 (en la práctica, este número es bastante más alto), el par entrante puede encontrar el subconjunto de datos requeridos DS2 en el par p_2 o p_6 , siendo el más reciente subconjunto de datos descargado memorizado en una memoria intermedia de reproducción de p_2 y p_6 , respectivamente. De este modo, DS2 es el más reciente subconjunto de datos que puede cargarse por el par p_2 y p_6 . En esta realización particular, a modo de ejemplo, puesto que el par p_2 efectúa la carga para tres otros pares, puede

ser una realización preferida que el par entrante se descargue desde p_6 . Conviene señalar que el par entrante no puede descargarse desde uno de p_5 , p_7 o p_8 puesto que todos ellos están presentando un subconjunto de datos DS2 en el momento en que el par p_i está entrando en la red. De este modo, el más reciente subconjunto de datos completamente descargado, memorizado en la memoria intermedia de reproducción respectiva de p_5 , p_7 y p_8 , es el subconjunto de datos DS1.

En comparación con una red de cliente-servidor tradicional, los ahorros operativos en la carga del servidor de flujo continuo de la red P2P en la Figura 2a es $13/15 = 0.87$. Es decir, en lugar de flujo continuo de contenido a todos los 15 pares, la fuente de flujo continuo SS realiza el flujo de contenido a dos de los pares que, a su vez, liberan a la fuente de la carga realizando un flujo continuo del contenido a los 13 pares restantes.

En las formas de realización, a modo de ejemplo, de la presente invención, la latencia determinada con la que un par entrante descarga el contenido de datos con respecto a un punto de reproducción en tiempo real RT del contenido de datos distribuido por la fuente de flujo continuo se representa por unidades de tiempo equivalentes a la duración de un subconjunto de datos. A modo de ejemplo, si en una red P2P la duración de un subconjunto de datos distribuidos es 300 ms, una latencia de una unidad implica que un par descarga un subconjunto de datos 300 ms después de que el mismo subconjunto de datos haya sido presentado por la fuente de flujo continuo.

La Figura 2b ilustra otra forma de realización de la presente invención, en donde el dispositivo de registro de seguimiento determina, de nuevo, que la latencia d_i del par entrante p_i debe ser de 3 unidades. En esta realización particular, a modo de ejemplo, la lista proporcionada por el dispositivo de registro de seguimiento al par entrante p_i comprende los pares p_3 , p_4 , p_7 , p_8 y p_{11} . En este caso, con la latencia determinada de 3 unidades, el par entrante no puede encontrar el subconjunto de datos requerido DS2 en uno u otro de los pares listados. Para los pares p_4 y p_{11} , el subconjunto de datos más reciente, completamente descargado, memorizado en la memoria intermedia de reproducción respectiva, es DS0, mientras que los pares p_3 , p_7 y p_8 tienen DS1 como el más recientemente subconjunto de datos completamente descargado. De este modo, ninguno de los pares listados puede cargar el subconjunto de datos requerido DS2 para el par entrante, lo que tiene, como consecuencia, que el par entrante debe volver a la fuente de flujo continuo para el subconjunto de datos requerido.

La Figura 3 ilustra otra forma de realización de la presente invención que combina las enseñanzas establecidas en relación con las Figuras 2a y 2b. Las líneas continuas indican mensajes de demanda/respuesta, mientras que las líneas de trazos indican los canales de flujo continuo. Un nuevo par p_i entra en la red y demanda al dispositivo de registro de seguimiento T, en la etapa S101, por intermedio de su interfaz de comunicación CI, para recibir el contenido de datos originalmente en flujo continuo desde la fuente SS. El dispositivo de registro de seguimiento determina la latencia con la que el par entrante ha de recibir el contenido de datos con respecto al punto de reproducción en tiempo real y proporciona, en la etapa S102, el par entrante provisto de una lista de k pares aleatoriamente seleccionados a partir de los que se puede descargar el contenido de datos. De este modo, el par entrante demanda, en la etapa S103, a los pares en la lista que suministren el más reciente subconjunto de datos habida cuenta de la latencia determinada para el par entrante. Si existe al menos un par, de entre los k pares aleatoriamente seleccionados, que tengan una latencia con respecto al punto de reproducción en tiempo real que sea inferior a la determinada para el par entrante, el contenido de datos demandado será cargado en la etapa S104 al par entrante. En la Figura 3, el par p_3 carga el contenido de datos demandado al par entrante p_i . Dependiendo de cómo se seleccione la latencia para el par entrante, la probabilidad de que un par pueda cargar el contenido de datos demandado para el par entrante, en la etapa S104, puede aumentarse. Si no existe ningún par aleatoriamente seleccionado que tenga una latencia con respecto al punto de reproducción en tiempo real que sea inferior a la determinada para el par entrante, en tal caso, todos los k pares tienen una latencia que es igual o superior a la determinada para el par entrante, por lo que el contenido de datos demandado no se puede cargar en la etapa S104 para el par entrante. En ese caso, el par entrante volverá, en la etapa S105, al servidor de flujo continuo SS para el contenido de datos demandado, que, a su vez, cargará el contenido de datos demandado para el par entrante en la etapa S106. De forma similar, dependiendo de cómo se seleccione la latencia para el par entrante, puede disminuir la probabilidad de que el servidor de flujo continuo tuviere que cargar el contenido de datos demandado para el par entrante en la etapa S106. Estas probabilidades se examinarán con más detalle, a continuación, en la descripción siguiente.

En las formas de realización de la invención, el dispositivo de registro de seguimiento de la presente invención determina el retardo d_i cuando un par entrante ha de recibir los datos del contenido, con respecto a un punto de reproducción en tiempo real del contenido de datos cargado por la fuente de flujo continuo sobre la base de información estadística. El comportamiento de una red P2P en la que se pone en práctica la presente invención es de tipo estocástico, que está basado en pares de la red actualmente en flujo continuo. De este modo, debe considerarse la información estadística, de modo que una distribución de probabilidad que representa el comportamiento de los pares en la red de flujo continuo en directo P2P puede formarse en esta situación. Dada la distribución de probabilidad $p(d)$ de la latencia desde el punto de reproducción en tiempo real del contenido de datos en directo en el servidor de flujo continuo, pueden calcularse los ahorros previstos en la carga del ancho de banda del servidor de flujo continuo. En consecuencia, estableciendo un valor de la latencia que siga la distribución $p(d)$ para cada par entrante, los ahorros del servidor de flujo continuo se aproximarán a los ahorros previstos calculados utilizando dicha distribución. Ahora bien, para exponerlo de otra manera: determinando una latencia adecuada con la

que el par entrante ha de descargar el contenido de datos, la probabilidad de que un par de red pueda encontrarse a partir del que el par entrante pueda descargar el contenido de datos demandado puede aumentarse de esta manera. En consecuencia, los ahorros en el ancho de banda del servidor de flujo continuo están directamente relacionados con la probabilidad de que un par de red pueda cargar el contenido de datos demandado al par entrante.

Con referencia a la Figura 3, el dispositivo de registro de seguimiento T de las formas de realización de la presente invención suele ser un dispositivo provisto de una o más unidades de procesamiento CPU en la forma de microprocesadores que ejecutan un software adecuado memorizado en la memoria asociada para obtener la funcionalidad requerida. Sin embargo, otros dispositivos adecuados con capacidades de cálculo podrían utilizarse a este respecto, a modo de ejemplo, un circuito integrado específico de la aplicación (ASIC), un conjunto de puertas programables en el campo (FPGA), un dispositivo lógico programable complejo (CPLD), etc., con el fin de controlar el sistema P2P y determinar las latencias de pares en conformidad con las formas de realización del método según la presente invención, mientras se ejecuta el software descargable adecuado memorizado en una zona de memorización adecuada, tal como una memoria RAM, una memoria Flash o un disco duro.

Haciendo referencia a la Figura 4, que ilustra una forma asumida para la distribución de la latencia con respecto al punto de reproducción en tiempo real, en conformidad con formas de realización de la presente invención. Puesto que la distribución de los valores de latencia se controla por el dispositivo de registro de seguimiento, puede formularse una relación entre los ahorros previstos y esta distribución. En formas de realización de la presente invención, cualquier par entrante i , que tenga k pares próximos aleatoriamente seleccionados y una determinada latencia d_i con respecto al punto de reproducción en tiempo real determinado por el dispositivo de registro de seguimiento, buscará entre sus pares próximos el contenido de datos demandado, esto es, el subconjunto de datos que fue presentado en tiempo real en los d_i subconjuntos de datos de la fuente de flujo continuo con anterioridad. Véase las Figuras 2a y 2b. Si no encuentra el subconjunto de datos particular, lo demandará del servidor de flujo continuo incurriendo en un coste para el ancho de banda del servidor de flujo continuo. Esta situación no deseada se presenta cuando el más reciente subconjunto de datos completamente descargado en cada uno de los k pares próximos tiene una latencia que es igual o superior a la determinada para el par entrante, esto es, cae dentro de la zona β o de la zona definida por $d_i - \delta$ a d_i de la distribución $p(d)$.

Por otro lado, si uno de los k pares próximos tiene una latencia que cae dentro de la zona α (y tiene un ancho de banda suficiente), en tal caso, este par puede cargar al par entrante a partir del subconjunto de datos demandado. De nuevo con referencia a las Figuras 2a y 2b, conviene señalar que la zona α está limitada por $d_i - \delta$, en donde δ suele representar la duración de un solo subconjunto de datos. Es decir, si la latencia del par entrante se determina que es de tres subconjuntos de datos, puede descargar el subconjunto de datos demandado desde un par que tenga una latencia de dos subconjuntos de datos desde el punto de reproducción en tiempo real. Por lo tanto, un par entrante solamente puede efectuar la descarga desde cualquier par próximo que le precede en al menos δ . En consecuencia, la probabilidad P_{α_i} para un par entrante de que un par próximo aleatoriamente seleccionado esté en la zona α es simplemente el valor de la función de distribución acumulativa (cdf) de la variable aleatoria d en el valor $d_i - \delta$:

$$P_{\alpha_i} = cdf(d = d_i - \delta) = \int_0^{d_i - \delta} p(x) dx \quad (1)$$

De este modo, en una forma de realización de la invención, la latencia d_i del par entrante se determina por el dispositivo de registro de seguimiento utilizando las enseñanzas establecidas en la ecuación (1), de modo que el contenido de datos demandado pueda descargarse desde uno de los k pares aleatoriamente seleccionados con una probabilidad suficientemente alta. En consecuencia, seleccionando cuidadosamente una latencia adecuada para el par entrante, puede aumentarse (o disminuirse, si así se requiere), la posibilidad de hacer que el par entrante se descargue desde uno de sus k pares próximos. Un coste de hacer que el par entrante efectúa la descarga desde un par próximo con una más alta probabilidad de que aumente la latencia experimentada por el par entrante. De este modo, si para un dispositivo de registro de seguimiento de red de flujo continuo en directo P2P desde un par próximo es ya alta, la latencia puede seleccionarse, por el dispositivo de registro de seguimiento, para ser baja con una probabilidad de descarga todavía alta.

Además, lo que antecede puede estipularse por un valor de umbral predeterminado que la probabilidad debe superar para la posibilidad de que el contenido de datos demandado pudiera descargarse desde un par próximo, lo que debe considerarse suficientemente grande.

A cada par se le asignará una lista de k pares próximos aleatoriamente seleccionados, según se describió con anterioridad, con el fin de asegurar que las latencias determinadas, desde el punto de reproducción en tiempo real, estarán conformes con la distribución de la probabilidad $p(d)$ y por ello, no tendrán ninguna desviación. Además, según fue descrito con anterioridad, un par entrante efectuará la descarga desde el servidor de flujo continuo cuando

el respectivo más reciente subconjunto de datos completamente descargado de cada par entre los k pares próximos sea más antiguo que el subconjunto de datos que está demandando el par entrante. Esta situación se ilustra en la Figura 2b, en donde el dispositivo de registro de seguimiento determina que la latencia d_i del par entrante p_i debe ser de 3 subconjuntos de datos y la lista proporcionada por el dispositivo de registro de seguimiento al par entrante p_i comprende los pares p_3, p_4, p_7, p_8 y p_{11} . En este caso, con la latencia determinada de 3 unidades, el par entrante no puede encontrar el subconjunto de datos DS2 requerido en uno de los pares incluidos en la lista. Para los pares p_4 y p_{11} , el más reciente subconjunto de datos completamente descargado memorizado en la respectiva memoria intermedia de reproducción es DS0, mientras que los pares p_3, p_7 y p_8 tiene DS1 como el reciente subconjunto de datos completamente descargado. En consecuencia, ninguno de los pares incluidos en la lista puede cargar el subconjunto de datos DS2 requerido para el par entrante, puesto que los subconjuntos de datos disponibles DS1 y DS0 son ambos más antiguos que el subconjunto de datos demandado DS2, lo que tiene como consecuencia que el par entrante debe volver a la fuente de flujo continuo para el subconjunto de datos requerido. Con referencia a la Figura 4, la anterior circunstancia operativa se produce si todos los k pares próximos aleatoriamente seleccionados tienen una más alta latencia que la que se determina para el par entrante, esto es, caen dentro de la zona β de la distribución de probabilidad $p(d)$.

En otra forma de realización de la presente invención, la probabilidad de que todos los k pares próximos estuvieren en la zona β puede expresarse como una experiencia binómica, en donde la probabilidad de alcanzar pruebas con resultados nulos a partir de un número total k de pruebas se determina a este respecto. Considerando a la probabilidad de éxito operativo como la probabilidad de encontrar un par próximo que caiga dentro de la zona α , la probabilidad P_F de encontrar cero pares próximos, que pertenezcan a la zona α , de entre los k pares próximos, puede expresarse como una experiencia binómica con $x = 0$ como sigue:

$$P_F(d_i) = Pr(X = 0 | k, P_{\alpha_i}) = \binom{k}{0} P^0 (1 - P_{\alpha_i})^k$$

$$P_F(d_i) = (1 - P_{\alpha_i})^k \quad (2)$$

De este modo $P_F(d_i)$ expresa la probabilidad de que un par que descarga, con una latencia d_i determinada, tendrá que efectuar el flujo continuo del contenido de datos requerido desde el servidor de flujo continuo, puesto que ningún par próximo, de entre los k pares aleatoriamente seleccionados está situado en la zona α de la Figura 4. De forma similar, la probabilidad de que un par entrante con latencia d_i , encontrare al menos un par próximo de entre los k pares aleatoriamente seleccionados en la zona α (desde la que puede descargarse el contenido de datos demandado) puede expresarse como $1 - P_F(d_i)$. Esta forma de realización presenta un modelo simple que el dispositivo de registro de seguimiento puede utilizar para determinar la latencia d_i para un par entrante, de modo que el contenido de datos pueda ser objeto de flujo continuo desde un par próximo con una determinada probabilidad.

Sin embargo, lo que antecede no tiene en cuenta la capacidad de ancho de banda finita de cada uno de los pares de la red. Se puede establecer una situación en donde un par entrante con latencia d_i ha encontrado uno o más pares próximos de entre los k pares aleatoriamente seleccionados en la zona α , pero los pares próximos no pueden cargar al par entrante debido a la limitación en la capacidad de ancho de banda. En una forma de realización de la presente invención, descrita a continuación, el dispositivo de registro de seguimiento tiene en cuenta la capacidad de ancho de banda finita de los pares de la red.

Para fines prácticos, una distribución de probabilidad discreta $p(d)$ se utilizará puesto que prácticamente la latencia desde el punto de reproducción en tiempo real se expresa como valores discretos, esto es, en duraciones de subconjuntos de datos. De este modo, las latencias tomarán valores discretos $[d_1, d_2, d_3, \dots]$ en donde $d_{n+1} - d_n = \delta$ para todos los n pares. Una distribución de probabilidad discreta implica que el número previsto de pares con latencia d_i son $N_i = p(d_i)N$. Para cualquier latencia d_j desde el punto de reproducción en tiempo real, el número de demandas de descarga desde los pares con latencia d_j es:

$$R_{ij} = \begin{cases} N_{pi} \frac{p(d_j)}{P_{\alpha_i}} & \text{if } d_j \leq d_i - \delta \\ 0 & \text{de cualquier otro modo} \end{cases} \quad (3)$$

En donde $N_{pi} = (1 - P_F(d_i))N_i$ es el número previsto de pares con latencia d_i que intentarán la descarga desde pares en la zona α . El motivo de que solamente un subconjunto N_{pi} de todos los pares N_i que tienen una latencia d_i , para obtener un intento satisfactorio de descarga desde otros pares en la zona α es que exista una probabilidad de que pares con latencia d_i no tendrán ningún par próximo en la zona α y por ello, tendrán que efectuar la descarga desde la fuente de flujo continuo.

El número total de demandas de descarga que los pares próximos hagan para los pares con latencia d_j es por ello:

$$R_j = \sum_{i=j+1}^{\infty} R_{ij}$$

5 La Figura 5 ilustra una realización, a modo de ejemplo, en donde los pares con latencia d_i envían demandas a los pares próximos en la zona α e ilustra que ninguna demanda se enviará a los pares próximos en la zona β (cuya situación se representa por la segunda condición de la ecuación 3).

10 Con el fin de encontrar cómo gran parte de estas demandas serán satisfechas habida cuenta que el número de pares con latencia d_j se expresa como N_j teniendo cada uno de ellos una capacidad de $E(u)$ cargas simultaneas, la probabilidad de que un par con latencia d_j dará respuesta a l demandas para descargas desde el número total R_j de demandas de descarga como:

$$B_j(l) = \binom{R_j}{l} \left(\frac{1}{N_j}\right)^l \left(1 - \frac{1}{N_j}\right)^{R_j-l} \quad (4)$$

15 en donde $E(u)$ es el número medio de cargas simultaneas por par y se determina por la distribución del ancho de banda p_{bw} y la tasa binaria br de flujo continuo. El número medio de cargas simultaneas por par se calcula, por lo tanto, como $E(u) = E(p_{bw}/br)$. A modo de ejemplo, si un par dado se asigna a un ancho de banda de 1 MB/s y la tasa binaria de flujo continuo es 200 kB/s, el par puede efectuar la carga simultaneamente para otros cinco pares.

20 $B_j(l)$ determina la utilización compartida de pares con latencia d_j que recibirán l demandas de descarga. Para $l \leq E(u)$, el número de demandas satisfactorias $l \times B_j(l) \times N_j$, mientras que para $l > E(u)$ el número de demandas satisfactorias será $E(u) \times B_j(l) \times N_j$. De este modo, los pares con latencia d_j reciben R_j demandas de descarga y cada demanda será de uno de entre la pluralidad N_j de pares determinados de forma aleatoria, en donde la distribución de demandas de descarga se puede modelizar como una distribución binómica.

25 Por lo tanto, el número previsto de respuestas satisfactorias de que pares con latencia d_j realicen demandas de descarga desde los pares próximos (esto es, la carga en pares con latencia d_j) es:

$$L_j = \left(\sum_{l=1}^{E(u)} l B_j(l) + E(u) \left(1 - \sum_{l=0}^{E(u)} B_j(l) \right) \right) N_j, \quad (5)$$

30 y en consecuencia, el número previsto de pares en flujo continuo desde la red P2P es el número total de descargas operativamente satisfactorias:

$$L = \sum_{j=0}^{\infty} L_j.$$

35 La probabilidad de que una demanda de descarga, que un par próximo haga a los pares con latencia d_j de forma satisfactoria, puede calcularse como la relación entre el número previsto de respuestas operativamente satisfactorias y el número total de demandas de descarga, esto es, L_j/R_j .

40 En consecuencia, la probabilidad de que una demanda de descarga procedente de un par con latencia d_j caerá dentro de la zona α es $(1 - P_F(d_i))$, esto es, la probabilidad de que un par con latencia d_i encontrará al menos un par próximo de entre los k pares aleatoriamente seleccionados, en la zona α , desde los cuales pueda descargarse el contenido de datos demandado, puede expresarse como $1 - P_F(d_i)$. La probabilidad de que una de dichas demandas para pares en la zona α se trasladarán realmente a pares que tengan la latencia particular d_j es $p(d_j)/P_{\alpha_i}$ (que se deduce de la ecuación 3 que define esta probabilidad para un número N_i de pares con latencia d_i). Estas serán objeto de modelización como probabilidades independientes y la probabilidad de que un par que tenga latencia d_i será capaz de descargar el contenido procedente de un par próximo que tenga una latencia particular de d_j (dadas las limitaciones del ancho de banda) puede expresarse como un producto de estas tres probabilidades. En

consecuencia, se deduce que la probabilidad de que un par, que tenga una latencia d_i , realiza una descarga satisfactoria desde la red P2P, esto es, una descarga desde cualquier par que tenga una latencia inferior a d_i , se expresará como una suma de probabilidades:

$$P_s(d_i) = (1 - P_F(d_i)) \sum_{j=0}^{j=i-1} \frac{L_j p(d_j)}{R_j P_{\alpha_i}}, \quad (6)$$

De este modo, la suma cubre todos los pares que tengan una latencia inferior a d_i y no solamente los pares que tengan una latencia particular de d_j .

Los ahorros previstos de la fuente de flujo continuo se relacionarán con la probabilidad de una descarga satisfactoria por cada par en la red.

$$savings = \sum_{i=0}^{\infty} P_s(d_i) p(d_i). \quad (7)$$

Los ahorros operativos (*savings*) en las expresiones pueden expresarse, sin embargo, de una manera más simple que la relación de descargas satisfactorias para los pares en la red y el número total de pares en la red, esto es:

$$savings = \frac{L}{N}. \quad (8)$$

Esta forma para calcular los ahorros es conceptualmente más simple y con un cálculo más eficiente. Ambas ecuaciones (7) y (8) proporcionan el mismo resultado.

Para recapitular esta forma de realización particular de la presente invención, la situación en donde un par de descarga, con una latencia determinada d_i tendrá que efectuar el flujo continuo del contenido de datos demandado desde el servidor de flujo continuo se producirá si:

- (a) ningún par próximo, de entre los k pares aleatoriamente seleccionados, está situado en la zona α , esto es, ningún par próximo tiene una latencia de $d_i - \delta$ o menor o
- (b) uno o más pares próximos de entre los k pares aleatoriamente seleccionados están situados en la zona α , pero los pares próximos no pueden efectuar la carga debido a limitaciones en la capacidad de ancho de banda.

Expresado de otra manera, aun cuando pares próximos puedan situarse en la zona α según se ilustra en la Figura 4, los pares próximos localizados pueden tener limitaciones para efectuar una carga para el par demandante debido a limitaciones del ancho de banda. La ecuación 6 establece que, con anterioridad, se tiene en cuenta estas limitaciones del ancho de banda y calcula $P_s(d_i)$, esto es, la probabilidad de que un par, que tenga una latencia d_i realice una descarga operativamente satisfactoria desde la red P2P.

De este modo, en esta forma de realización de la presente invención, la latencia d_i del par entrante se determina por el dispositivo de registro de seguimiento utilizando las enseñanzas establecidas en la ecuación (6), de modo que el contenido de datos demandado pueda descargarse desde un par de entre los k pares aleatoriamente seleccionados con una probabilidad suficientemente alta. A diferencia de las formas de realización anteriormente descritas, esta forma de realización particular tiene en cuenta las limitaciones en la capacidad de ancho de banda de flujo continuo.

En la forma de realización anterior de la presente invención, el dispositivo de registro de seguimiento no tuvo en cuenta una situación en donde existe una probabilidad conjunta de latencia y de ancho de banda $p(u, d)$. Si la latencia y el ancho de banda se modelizan como variables de probabilidad conjunta, es posible alcanzar incluso mejores resultados en la determinación de la latencia de un par entrante. La distribución de probabilidad de la latencia d_i desde el punto de reproducción en tiempo real es la suma u de la probabilidad conjunta $p(u, d)$ como sigue:

$$p(d_i) = \sum_u p(u, d_i)$$

en donde u se ha descrito, con anterioridad, como el número de cargas simultáneas para un par y se determina por la distribución del ancho de banda p_{bw} y la tasa binaria br de flujo continuo. El número de cargas simultáneas para un par es $u = p_{bw}/br$.

5 En esta forma de realización más sofisticada, el dispositivo de registro de seguimiento tendrá en cuenta el hecho de que los pares que demandan las descargas del contenido de datos pueden tener diferente ancho de banda u , esto es, diferentes pares en la red P2P pueden ser capaces de efectuar diferentes números de cargas. Con referencia, a modo de ejemplo, a las formas de realización ilustradas en las Figuras 2 y 3, las demandas recibidas por el dispositivo de registro de seguimiento contendrán, además, de este modo, la capacidad de carga del par de la carga.

10 El número de demandas de descarga desde los pares con latencia d_i a los pares con latencia d_j y la capacidad de carga u es:

$$R_{iju} = \begin{cases} N_{p_i} \frac{p(u, d_j)}{P_{\alpha_i}} & \text{if } j \leq i - \delta \\ 0 & \text{de cualquier otro modo} \end{cases}$$

15 De forma similar, el número total de demandas de descarga que los pares próximos hagan a pares con latencia d_j y ancho de banda u es:

$$R_{ju} = \sum_{i=j+1}^{\infty} R_{iju}$$

20 Con el fin de encontrar cuántas de estas demandas serán satisfechas habida cuenta del número de pares con latencia d_j y la capacidad de carga u se expresa como N_{ju} , la probabilidad de que un par con latencia d_j y capacidad de carga u dará respuesta a l demandas para descarga desde el número total R_{ju} de demandas de descarga como:

$$B_{ju}(l) = \binom{R_{ju}}{l} \left(\frac{1}{N_{ju}} \right)^l \left(1 - \frac{1}{N_{ju}} \right)^{R_{ju}-l}$$

25 en donde $N_{ju} = p(u, j)N$ es el número previsto de pares con latencia d_j y capacidad de carga u . Por lo tanto, el número previsto de respuestas operativamente satisfactorias que los pares con latencia d_j y capacidad de carga u hagan para demandas de descarga desde los pares próximos (esto es, la carga en los pares con latencia d_j y capacidad de carga u) es:

$$L_{ju} = \left(\sum_{l=1}^u l B_{ju}(l) + u \left(1 - \sum_{l=0}^u B_{ju}(l) \right) \right) N_{ju}$$

35 y en consecuencia, el número previsto de pares en flujo continuo desde la red P2P es el número total de descargas operativamente satisfactorias.

$$L = \sum_{j=0}^{\infty} \sum_u L_{ju}$$

40 En analogía con el razonamiento anteriormente expuesto en relación con la ecuación 6, la probabilidad de que un par con latencia de d_i realice una descarga satisfactoria desde la red P2P puede expresarse ahora como:

$$P_s(d_i) = (1 - P_F(d_i)) \sum_u \sum_{j=0}^{j=i-1} \frac{L_{ju} p(u, d_j)}{R_{ju} P_{\alpha_i}}, \quad (9)$$

y los ahorros se expresarán en las ecuaciones (8) o (7).

En otras formas de realización de la presente invención, la relación anteriormente expuesta entre la distribución de latencia $p(d)$ por una parte y la probabilidad de tener un par entrante con la carga desde un par que tenga una latencia inferior a la determinada para el par entrante o ahorros, en la otra, puede utilizarse para poder optimizar la distribución de latencia para conseguir la más alta probabilidad posible de que el par entrante realice un flujo continuo del contenido de datos desde un par de red adecuado.

Lo que antecede se realiza considerando los ahorros previstos del servidor de flujo continuo como una medida para evaluar la distribución $p(d)$. Después de encontrar una distribución óptima utilizando un algoritmo de optimización evolutiva conocido, a cada par se le asignará una latencia con respecto al punto de reproducción en tiempo del servidor de flujo continuo sobre la base de la distribución óptima simplemente teniendo que el dispositivo de registro de seguimiento muestrear valores de latencia a partir de la distribución óptima y asignarlos a los pares. La determinación de la distribución óptima tiene en cuenta el número medio anteriormente mencionado $E(u_i)$ de cargas simultáneas por par. En una forma de realización de la presente invención, los cambios en $E(u_i)$ se consideran y utilizan para adaptar $p(d)$ para mantenerle optimizado para los cambios periódicos en la red P2P.

En una primera forma de realización para optimizar el proceso, se supone que la distribución de latencia sigue una distribución establecida, a modo de ejemplo, una distribución de Poisson. Puesto que la forma de distribuciones estándar resulta afectada por sus parámetros, solamente es necesario considerar el espacio de los valores de estos parámetros. Si se supone que la variable de latencia aleatoria d sigue una distribución de Poisson, entonces, debe optimizarse el parámetro λ de esta distribución.

$$p(d|\lambda) = \frac{\lambda^d e^{-\lambda}}{d!}, d = 0, 1, 2, \dots$$

Como resulta evidente de la Figura 6, para una latencia d_i dada determinada por el dispositivo de registro de seguimiento para un par entrante, el parámetro λ puede variarse hasta que se encuentre un valor de probabilidad máximo. En consecuencia, para maximizar la probabilidad de que el par entrante cargue el contenido de datos demandado desde un par de la red es equivalente a hacer máximos los ahorros objetivos en la carga de ancho de banda del servidor de flujo continuo. A modo de ejemplo, en la distribución de Poisson ilustrada en la Figura 6, para una latencia determinada $d_i = 10$, la probabilidad será maximizada para $\lambda = 10$.

Antes de que se optimice la forma de la distribución, el número k de pares próximos aleatoriamente seleccionados y el valor de $E(u_i)$, esto es, el número medio de cargas simultáneas por par, debe establecerse en un denominador de optimización, que gestiona la optimización de la distribución $p(d|\lambda)$. Después de encontrar un valor óptimo próximo para λ que maximice los ahorros operativos del servidor de flujo continuo previstos, ejecutando un algoritmo genético (GA) en el espacio de λ , el dispositivo de registro de seguimiento puede iniciar entonces la utilización de esta distribución óptima para el muestreo de los valores de latencia d_i para el par entrante p_i . La Figura 7 ilustra los ahorros operativos de la carga de la fuente de flujo continuo para diferentes valores de λ , suponiendo que el dispositivo de registro de seguimiento proporcionará al par entrante una lista de $k = 50$ pares próximos aleatoriamente seleccionados y $E(u_i) = 3$. Con estos números de entrada particulares, el sistema concluirá aproximadamente un 82 % de los ahorros operativos previstos. El eje x representa la latencia del par.

En otra forma de realización de la presente invención, se supone que la distribución de latencia $p(d)$ no sigue una distribución predefinida pero debe optimizarse como un histograma de probabilidades. Lo que antecede es de utilidad puesto que la forma de la distribución no está limitada a seguir una distribución específica sino que tiene libertad para tener cualquier forma posible. Dentro de este contexto, se supone que el número máximo de barras en el histograma, esto es, las posibles latencias máximas d_i es D_{max} . De este modo, la representación en histogramas objetivo tendrá solamente D_{max} barras (referidas como valores de frecuencia). En la Figura 8, D_{max} se selecciona para ser 21. Cada barra puede alcanzar valores en el intervalo $[0; 1]$, lo que significa que el espacio de búsqueda de la optimización contendrá 21 variables de decisión. Puesto que las frecuencias de los histogramas deben añadirse hasta 1 (debido a la limitación de que debe ser una distribución de probabilidad), un buen algoritmo de optimización que sea capaz de gestionar estas limitaciones es el algoritmo genético (GA). Teniendo los mismos ajustes utilizados en la optimización de forma de Poisson que se ilustra en la Figura 7, esto es, $k = 50$ y $E(u_i) = 3$, el histograma óptimo se ilustra en la Figura 8 con ahorros operativos previstos de aproximadamente un 85 %.

Aun cuando la invención ha sido descrita con referencia a sus formas de realización específicas a modo de ejemplo, los expertos en esta técnica entenderán que numerosas alteraciones, modificaciones y diferencias similares serán evidentes. Las formas de realización descritas no están, por lo tanto, previstas para limitar el alcance de protección de la invención, según se define por las reivindicaciones adjuntas.

REIVINDICACIONES

1. Un método para disponer pares en una red P2P que comprende una fuente de flujo continuo y una pluralidad de pares, cuyo método está caracterizado por cuanto que comprende:

5 la recepción de una demanda desde un par entrante en la red para recibir contenido de datos;

la determinación con respecto a un punto de reproducción en tiempo real del contenido de datos distribuidos por la fuente de flujo continuo, una latencia con la que el par entrante ha de recibir el contenido de los datos a partir de una

10 distribución de probabilidad determinada para las latencias con las que los pares de la red reciben el contenido de datos distribuido por la fuente de flujo continuo; y

la puesta a disposición del par entrante con una pluralidad de los pares seleccionados, de forma aleatoria, cuyo contenido de datos demandado puede descargarse, con una probabilidad prevista, en función de la latencia

15 determinada y la capacidad de ancho de banda de la pluralidad de los pares seleccionados aleatoriamente, en donde al par entrante le está permitido descargar, con la probabilidad prevista, el contenido de datos demandado a partir de uno seleccionado de entre la pluralidad de pares seleccionados aleatoriamente que tienen una latencia inferior a la determinada para un par entrante.

2. El método según la reivindicación 1, en donde la etapa de la determinación de la latencia para el par entrante comprende:

la determinación de la probabilidad de que ninguno de entre la pluralidad de pares seleccionados aleatoriamente

25 tuviere una latencia que es inferior a la determinada para el par entrante formulando una experiencia binómica, en donde cero resultados operativamente satisfactorios se definen en un número de pruebas igual al número de pares seleccionados aleatoriamente; y

la determinación de la probabilidad de que al menos uno de entre la pluralidad de pares seleccionados

30 aleatoriamente tiene una latencia, con respecto a un punto de reproducción en tiempo real del contenido de datos distribuidos por la fuente de flujo continuo, que es inferior a la determinada para el par entrante, sustrayendo de 1 la probabilidad de que ninguno de entre la pluralidad de los pares seleccionados aleatoriamente tuviere un tiempo de latencia inferior al determinado para el par entrante.

3. El método según la reivindicación 1, en donde la probabilidad de que el par entrante sea capaz de descargar el contenido de datos demandado desde uno seleccionado entre la pluralidad de pares seleccionados aleatoriamente se determine como el producto de:

la probabilidad de que el par entrante tenga una descarga operativamente satisfactoria del contenido, a partir de un

40 par seleccionado de entre la pluralidad de pares seleccionados aleatoriamente, que se determina calculando la relación entre un número previsto de respuestas operativamente satisfactorias y un número total de demandas de descarga de los pares de la red; y

la probabilidad de que al menos un par de entre la pluralidad de pares seleccionados aleatoriamente tenga una

45 latencia que sea inferior a la determinada para el par entrante y que una demanda de descarga se trasladará a uno cualquiera de dichos pares que tenga una latencia inferior a la determinada para el par entrante.

4. El método según una de las reivindicaciones precedentes, en donde la etapa de tener en cuenta la capacidad de ancho de banda de la pluralidad de los pares seleccionados aleatoriamente comprende:

la modelización de la latencia y de la capacidad del ancho de banda de la pluralidad de los pares seleccionados

50 aleatoriamente como variables de probabilidad conjunta y la probabilidad de que el par entrante sea capaz de descargar el contenido de datos demandado desde un par seleccionado de entre la pluralidad de pares seleccionados aleatoriamente se determine sobre la base de la probabilidad conjunta de la latencia y de la capacidad de ancho de banda.

5. El método según la reivindicación 4, en donde la probabilidad de que el par entrante sea capaz de descargar el contenido de datos demandado desde un par seleccionado de entre la pluralidad de pares seleccionados aleatoriamente se determine como el producto de:

la probabilidad de que el par entrante realice una descarga de contenido de los datos a partir de un par seleccionado

60 de entre la pluralidad de los pares seleccionados aleatoriamente que tenga una capacidad de carga particular a partir de una pluralidad de las capacidades de carga posibles, que se determina calculando la relación entre un número previsto de respuestas operativamente satisfactorias y el número total de demandas de descarga de los pares de la red; y

65 la probabilidad de que al menos un par de entre la pluralidad de los pares seleccionados aleatoriamente tenga

una latencia que sea inferior a la determinada para el par entrante y que una demanda de descarga se trasladará a uno cualquiera de dichos al menos un par que tenga una latencia inferior a la determinada para el par entrante.

5 **6.** El método según cualquiera de las reivindicaciones precedentes, en donde la etapa de la determinación de la latencia para el par entrante comprende:

la determinación de una distribución de probabilidad para las latencias con las que los pares de la red reciben el contenido de datos distribuido por la fuente de flujo continuo;

10 la optimización de un parámetro de dicha distribución de probabilidad utilizando un algoritmo de optimización evolutiva para todas las latencias posibles, haciendo así máxima la probabilidad de que el par entrante sea capaz de descargar el contenido de datos demandado desde un par seleccionado entre la pluralidad de los pares seleccionados aleatoriamente que tengan una latencia inferior a la determinada para el par entrante.

15 **7.** El método según la reivindicación 6, en donde la distribución de probabilidad es una distribución de Poisson y el parámetro a optimizar es el parámetro de la distribución de Poisson λ .

8. El método según cualquiera de las reivindicaciones 1 a 5, en donde la etapa de la determinación de la latencia para el par entrante comprende:

20 la determinación de un histograma de probabilidades para las latencias con las que los pares de la red reciben el contenido de los datos distribuidos por la fuente de flujo continuo;

25 la optimización del histograma utilizando un algoritmo de optimización evolutiva para todas las latencias posibles haciendo así máxima la probabilidad de que el par entrante sea capaz de descargar el contenido de datos demandado a partir de un par seleccionado de entre la pluralidad de los pares seleccionados aleatoriamente que tengan una latencia inferior a la determinada para el par entrante.

30 **9.** Un dispositivo para disponer pares en una red P2P que comprende una fuente de flujo continuo y una pluralidad de pares, estando dicho dispositivo caracterizado por cuanto que comprende:

una unidad de procesamiento; y

35 una interfaz de comunicación, en donde

dicha interfaz de comunicación está dispuesta para recibir una demanda desde un par entrante en la red para recibir contenido de datos;

40 estando dicha unidad de procesamiento dispuesta para determinar, con respecto a un punto de reproducción en tiempo real del contenido de datos distribuidos por la fuente de flujo continuo, una latencia con la que el par entrante ha de recibir el contenido de datos a partir de una distribución de probabilidad determinada para las latencias con las que los pares de la red reciben el contenido de datos distribuido por la fuente de flujo continuo; y

45 estando dicha interfaz de comunicación dispuesta para proporcionar el par entrante con una pluralidad de los pares seleccionados aleatoriamente de los que el contenido de datos demandado puede descargarse con una probabilidad prevista en función de la latencia determinada y de la capacidad de ancho de banda de la pluralidad de pares seleccionados aleatoriamente, en donde al par entrante le está permitido descargar, con la probabilidad prevista, el contenido de datos demandado a partir de un par seleccionado de entre dicha pluralidad de pares seleccionados aleatoriamente que tenga una latencia inferior a la determinada para el par entrante.

50 **10.** El dispositivo según la reivindicación 9, estando, además, dicha unidad de procesamiento dispuesta para determinar la latencia para el par entrante en las etapas siguientes:

55 determinar la probabilidad de que ninguno de la pluralidad de los pares seleccionados aleatoriamente tuviere un tiempo de latencia inferior al determinado para el entrante formulando una experiencia binómica, en donde los cero resultados operativamente satisfactorios se definen en un número de pruebas igual al número de pares seleccionados aleatoriamente; y

60 determinar la probabilidad de que al menos un par de entre la pluralidad de pares seleccionados aleatoriamente tenga una latencia, con respecto a un punto de reproducción en tiempo real del contenido de datos distribuidos por la fuente de flujo continuo, que sea inferior a la determinada para el par entrante, sustrayendo de 1 la probabilidad de que ninguno de entre la pluralidad de los pares seleccionados aleatoriamente tuviere una latencia inferior a la determinada para el par entrante.

65 **11.** El dispositivo según la reivindicación 9, en donde dicha unidad de procesamiento está dispuesta para determinar la probabilidad de que el par entrante sea capaz de descargar el contenido de datos demandado desde

un par seleccionado de entre la pluralidad de pares seleccionados aleatoriamente que se determine como el producto de:

5 la probabilidad de que el par entrante realice una descarga de contenido, operativamente satisfactoria, desde un par seleccionado de entre la pluralidad de pares seleccionados aleatoriamente, que se determina calculando la relación entre un número previsto de respuestas operativamente satisfactorias y un número total de demandas de descarga desde los pares de la red; y

10 la probabilidad de que al menos un par de entre la pluralidad de los pares seleccionados aleatoriamente tenga una latencia que sea inferior a la determinada para el par entrante y que una demanda de descarga se desplace a uno cualquiera de dichos pares que tengan una latencia inferior a la determinada para el par entrante.

15 **12.** El dispositivo según cualquiera de las reivindicaciones 9 a 11, en donde dicha unidad de procesamiento está dispuesta para tener en cuenta la capacidad de ancho de banda de la pluralidad de los pares seleccionados aleatoriamente mediante:

20 la modelización de la latencia y de la capacidad del ancho de banda de la pluralidad de los pares seleccionados aleatoriamente como variables de probabilidad conjunta y la probabilidad de que el par entrante sea capaz de descargar el contenido de datos demandado desde un par seleccionado de entre la pluralidad de los pares seleccionados aleatoriamente que se determine sobre la base de la probabilidad conjunta de la latencia y de la capacidad de ancho de banda.

25 **13.** El dispositivo según la reivindicación 12, en donde la unidad de procesamiento está dispuesta para determinar la probabilidad de que el par entrante sea capaz de descargar el contenido de datos demandado desde un par seleccionado de entre la pluralidad de los pares seleccionados aleatoriamente que se determine como el producto de:

30 la probabilidad de que el par entrante realice una descarga de contenido de los datos, de forma operativamente satisfactoria, desde un par seleccionado de entre la pluralidad de los pares seleccionados aleatoriamente que tenga una capacidad de carga particular de entre una pluralidad de posibles capacidades de carga, que se determina calculando la relación entre un número previsto de respuestas operativamente satisfactorias y un número total de demandas de descarga de los pares de la red; y

35 la probabilidad de que al menos un par de entre la pluralidad de los pares seleccionados aleatoriamente tenga una latencia que sea inferior a la determinada para el par entrante y que una demanda de descarga se traslade a un par cualquiera de entre al menos un par que tenga una latencia inferior a la determinada para el par entrante.

40 **14.** El dispositivo según cualquiera de las reivindicaciones 9 a 13, estando dicha unidad de procesamiento dispuesta para determinar la latencia para el par entrante mediante la operación:

determinar una distribución de probabilidad para las latencias con las que los pares de la red reciben el contenido de datos distribuido por la fuente de flujo continuo; y

45 optimizar un parámetro de dicha distribución de probabilidad utilizando un algoritmo de optimización evolutiva para todas las latencias posibles, haciendo así máxima la probabilidad de que el par entrante sea capaz de descargar el contenido de datos demandado desde un par seleccionado de entre la pluralidad de los pares seleccionados aleatoriamente que tenga una latencia inferior a la determinada para el par entrante.

50 **15.** Un producto de programa informático que comprende componentes ejecutables por ordenador para hacer que un dispositivo realice las etapas según cualquiera de las reivindicaciones 1 a 8, cuando los componentes ejecutables por ordenador se ejecuten en una unidad de procesamiento incluida en el dispositivo.

55

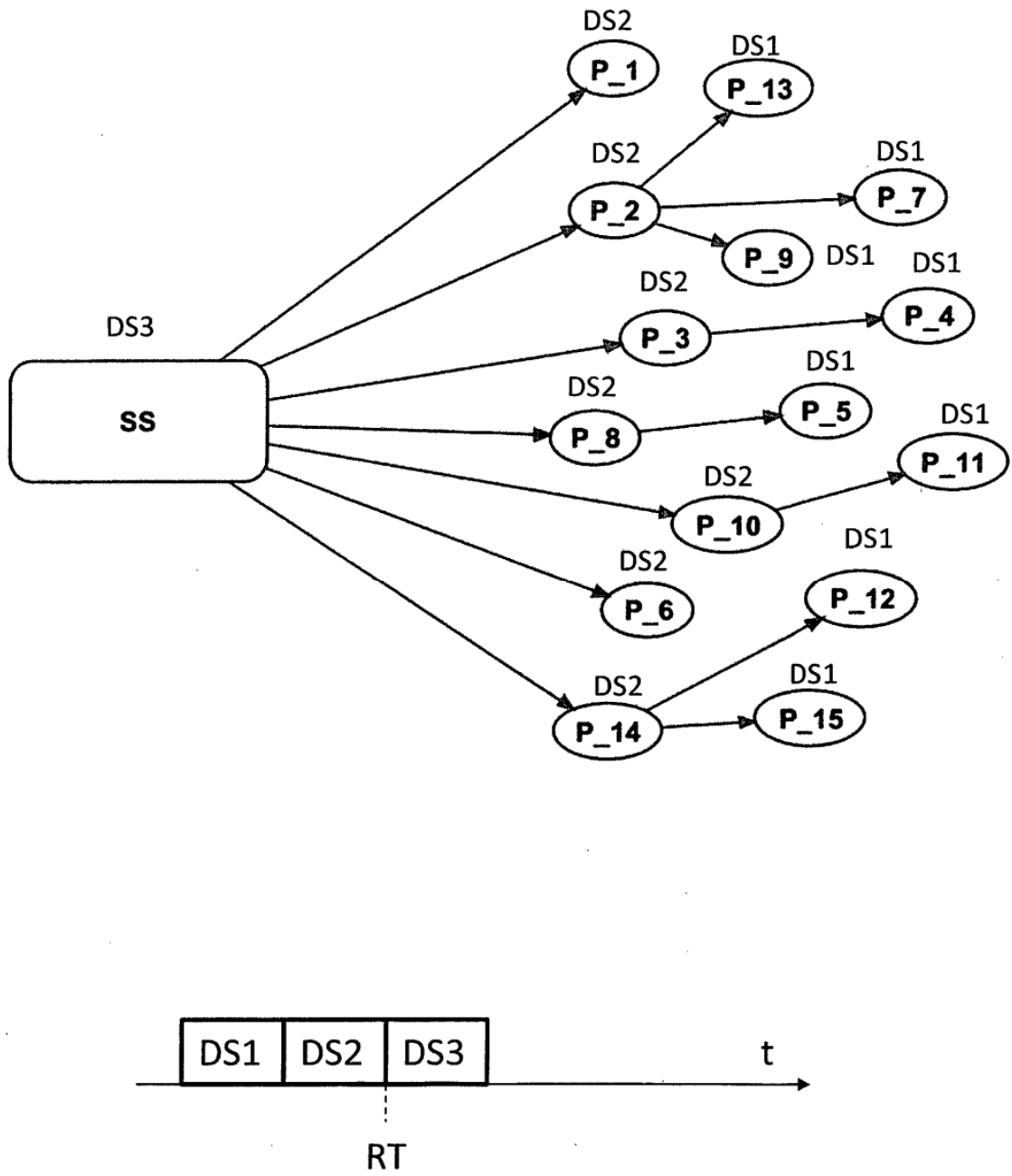


Figura 1

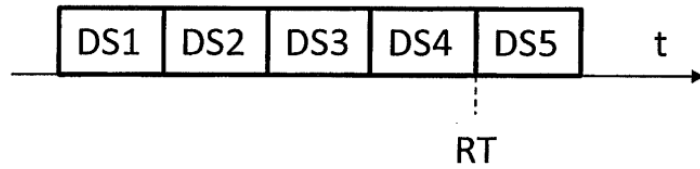
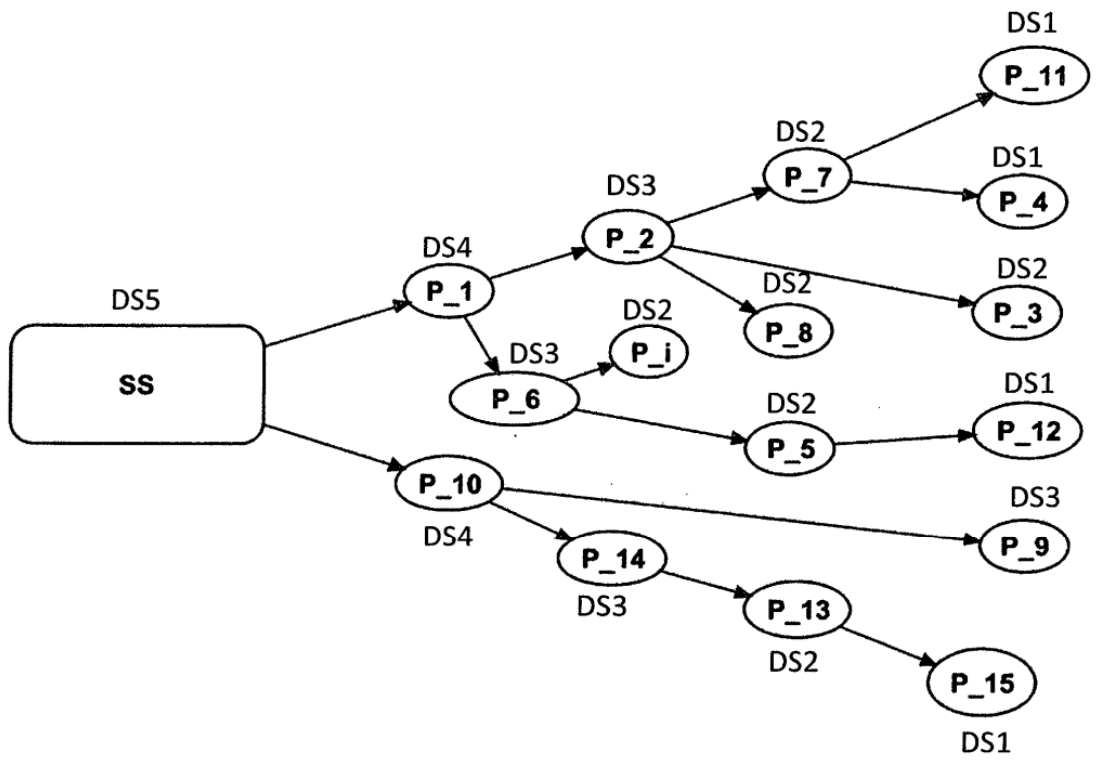


Figura 2a

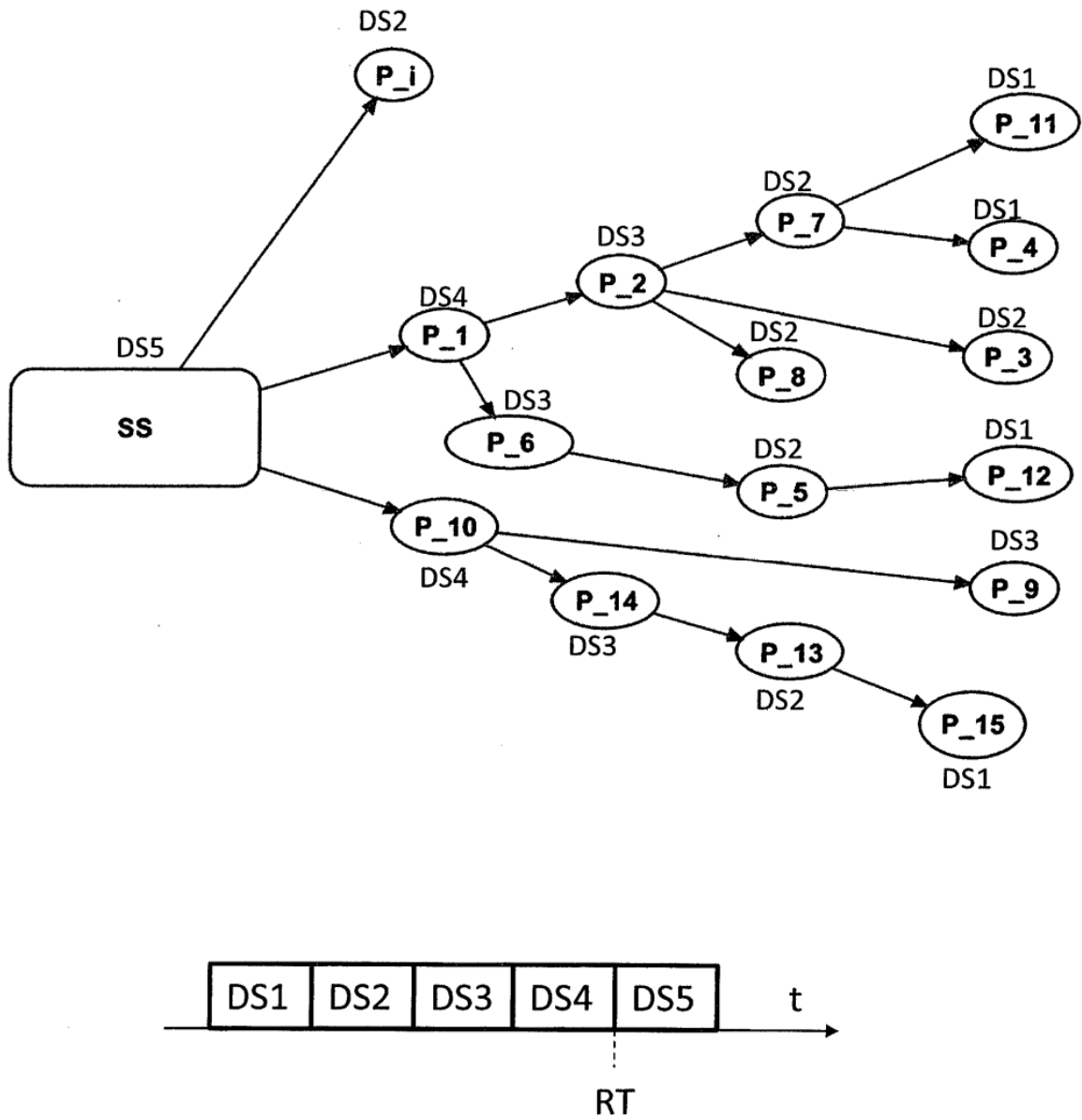


Figura 2b

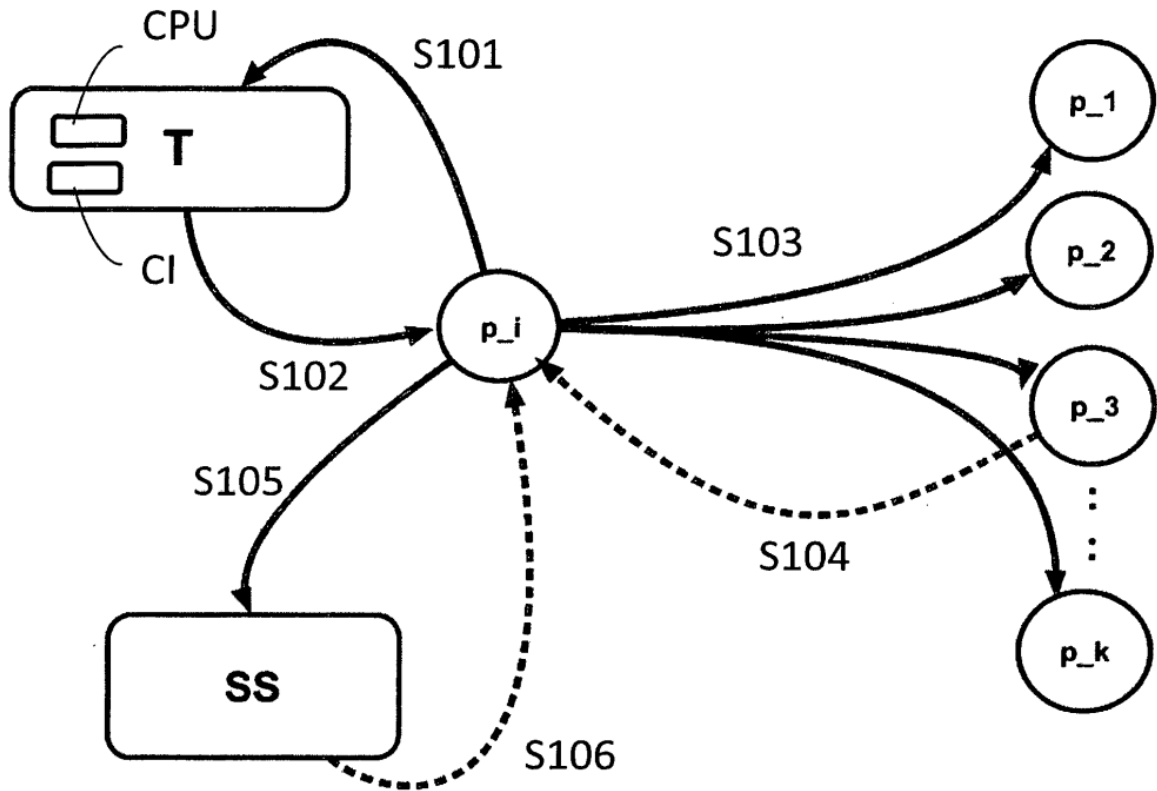


Figura 3

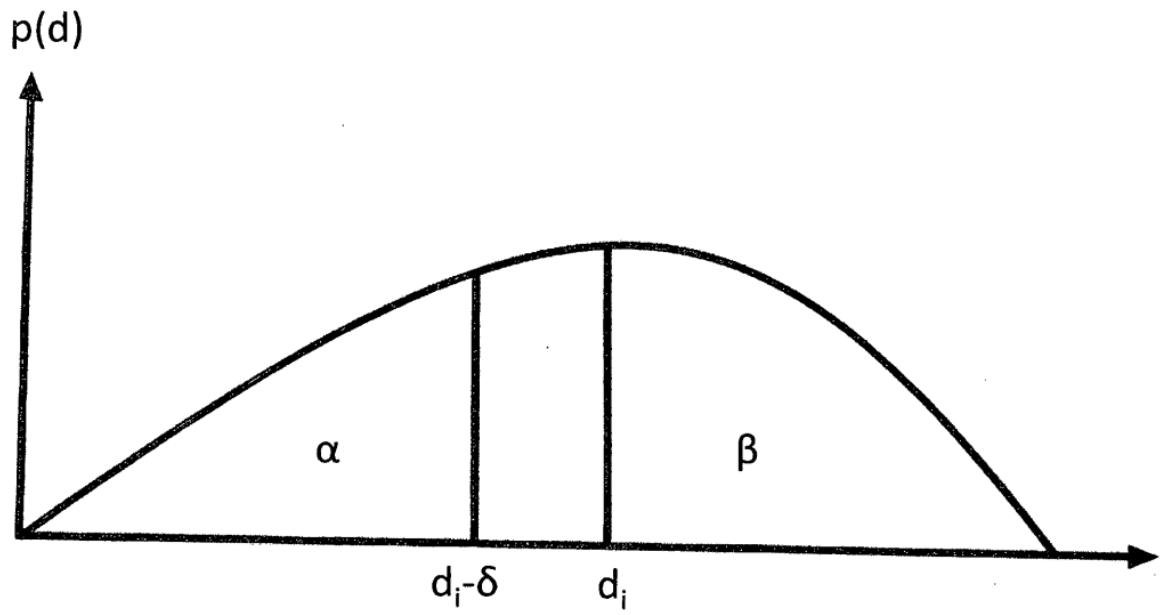


Figura 4

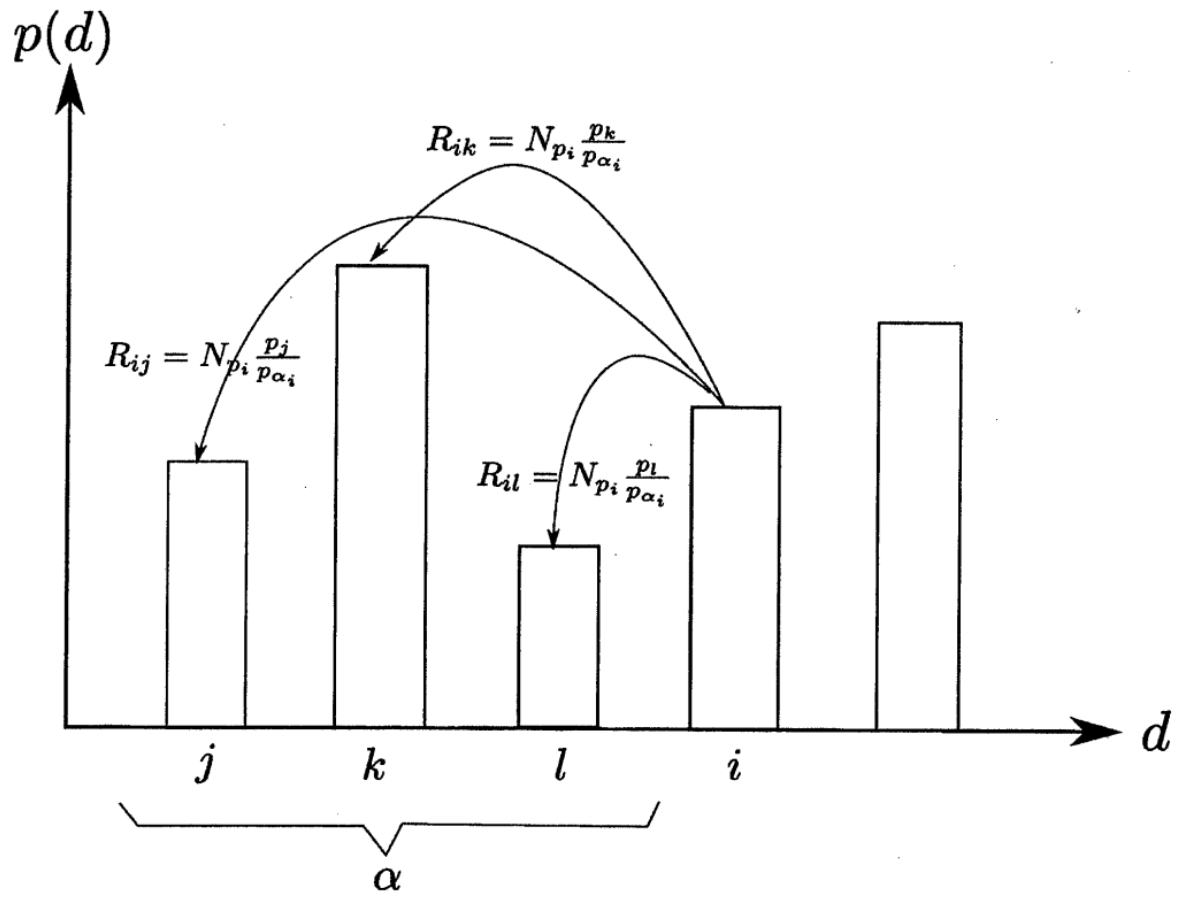


Figura 5

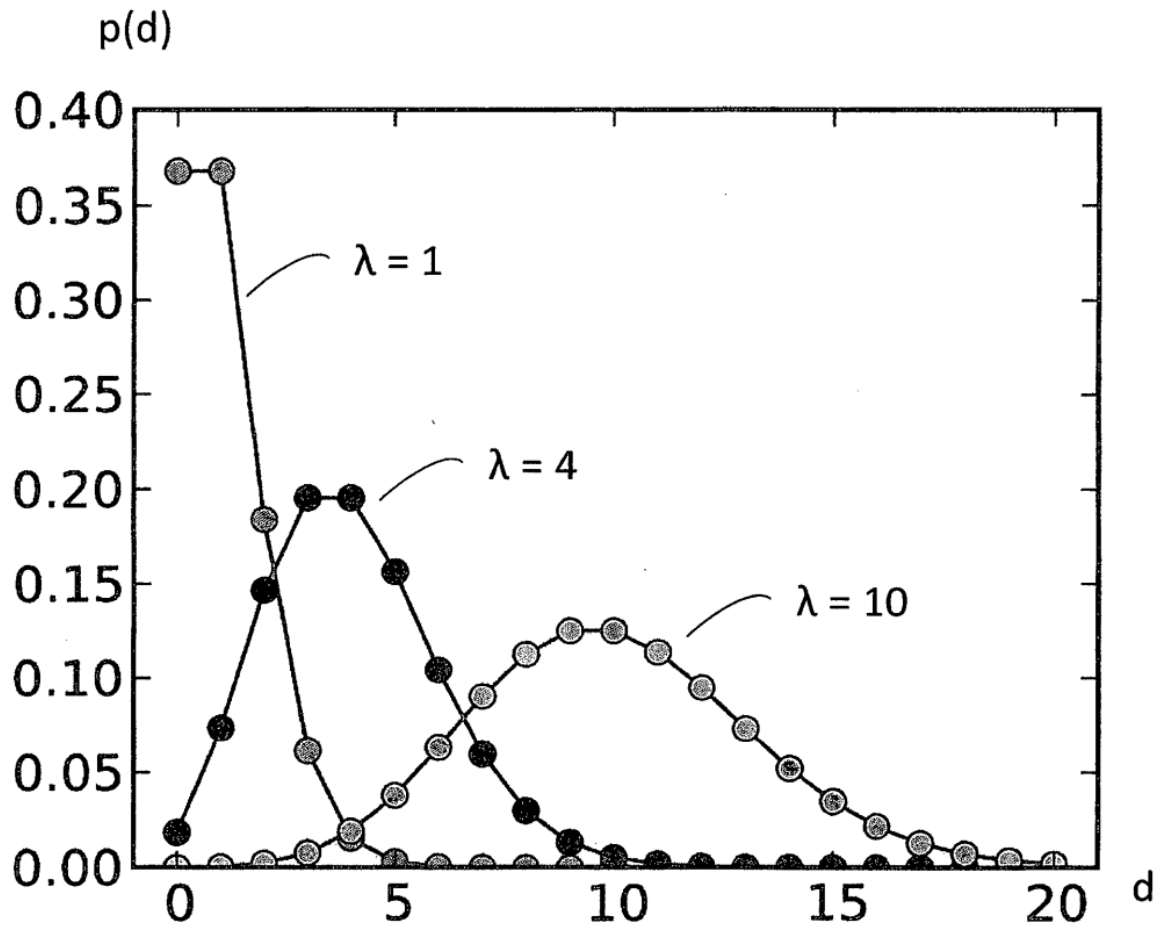


Figura 6

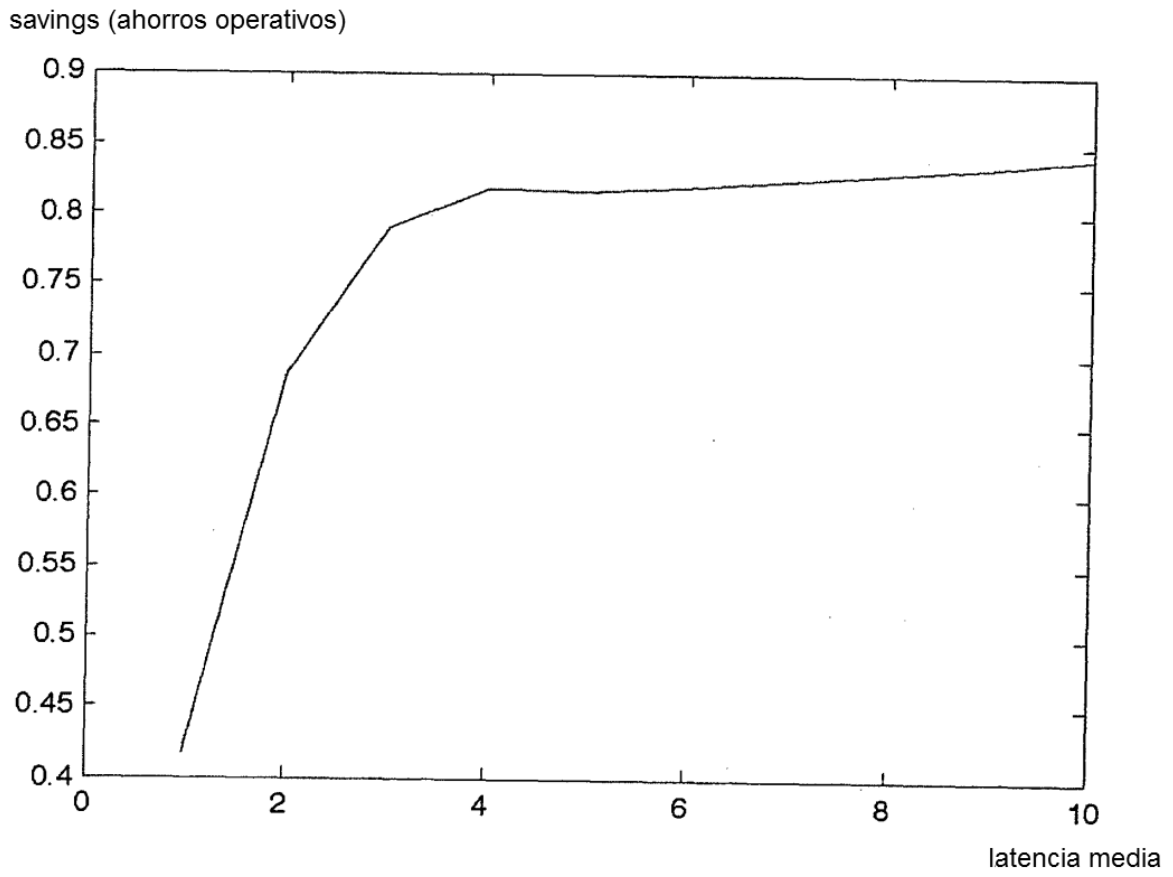


Figura 7

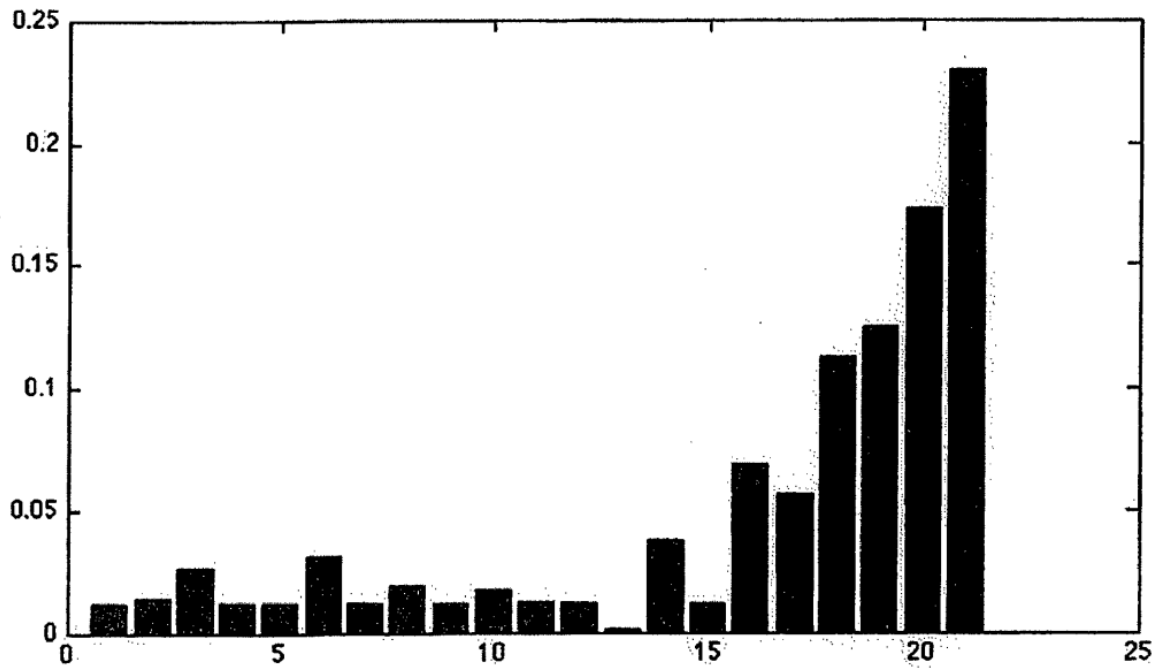


Figura 8