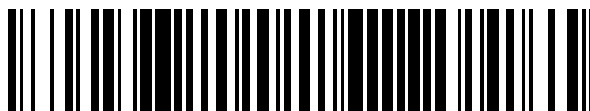


19



OFICINA ESPAÑOLA DE  
PATENTES Y MARCAS

ESPAÑA



11 Número de publicación: **2 525 297**

51 Int. Cl.:

**H04L 12/721** (2013.01)

**H04L 12/24** (2006.01)

12

TRADUCCIÓN DE PATENTE EUROPEA

T3

96 Fecha de presentación y número de la solicitud europea: **01.09.2011 E 11752627 (7)**

97 Fecha y número de publicación de la concesión europea: **05.11.2014 EP 2614617**

54 Título: **Asignación de recursos a entidades que utilizan recursos**

30 Prioridad:

**07.09.2010 EP 10275091**  
**07.09.2010 GB 201014812**

45 Fecha de publicación y mención en BOPI de la traducción de la patente:  
**19.12.2014**

73 Titular/es:

**BAE SYSTEMS PLC (100.0%)**  
**6 Carlton Gardens**  
**London SW1Y 5AD, GB**

72 Inventor/es:

**GELENBE, SAMI, EROL y**  
**TIMOTHEOU, STELIOS**

74 Agente/Representante:

**CARPINTERO LÓPEZ, Mario**

**ES 2 525 297 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

Asignación de recursos a entidades que utilizan recursos

5 La presente invención se refiere generalmente a la asignación de recursos a entidades que utilizan recursos.

La figura 1 muestra una red 10 de comunicaciones que comprende un conjunto de conexiones 12 de datos para transferir datos entre nodos 14. La figura también ilustra esquemáticamente una pluralidad de elementos (D1, D2, D3 en el ejemplo) de datos que han de ser transferidos mediante las conexiones de datos a uno o más nodos. Se entenderá que la red y los elementos de datos pueden tomar varias formas, por ejemplo, las conexiones de datos pueden ser componentes físicos, canales inalámbricos, etc., y los elementos de datos pueden ser paquetes o cualquier otra disposición transferible de datos.

15 La capacidad/habilidad de transferencia de cada conexión de datos es limitada. En un caso simple, cada conexión solo puede ser capaz de transferir un elemento de datos en cualquier periodo/espacio de tiempo. Usar cada conexión de datos puede tener un coste asociado, que puede ser expresado de varias maneras, por ejemplo, en términos de transferencia de otros elementos de datos siendo retrasados o nivel de ruido. Además, si un elemento de datos no está atribuido a una conexión de datos entonces también puede haber un coste. Así, es deseable atribuir conexiones de datos para transferir los elementos de datos de manera rentable. Un objetivo es hacer asignaciones que reduzcan/minimicen el coste total esperado.

Otros ejemplos del problema técnico general de asignar recurso a entidades incluyen asignar medios de transporte a elementos transportables, o asignar recursos de armas a objetivos. En estas aplicaciones también, es deseable proporcionar una buena solución al problema de asignación de recursos, que puede estar basada en reducir/minimizar varios factores de coste.

25 El documento de Rasmussen, J et al, *Resource-optimal scheduling using timed automata*, 9 de marzo de 2004, Tools and Algorithms for the Construction and Analysis of Systems, Lecture Notes in Computer Science, Springer-Verlag, Berlín/Heidelber, páginas 220-235, trata cómo la estructura simple de programas lineales encontrados durante el análisis de accesibilidad de coste mínimo simbólico de autómatas de tiempo tasado puede ser explotada con el fin de mejorar el rendimiento.

35 El documento US 2008/221967 divulga un sistema de ordenamiento basado en atributos que permite que las necesidades de los clientes sean especificadas por los atributos de recursos correspondientes en lugar de recursos específicos de manera que pueden conocerse más necesidades de clientes y los costes totales de asignación de recursos a clientes pueden ser minimizados.

Las realizaciones de la presente invención están destinadas a abordar al menos alguno de los problemas tratados anteriormente. Las realizaciones pueden resultar en computación eficiente de una solución de asignación.

40 De acuerdo con un primer aspecto de la presente invención es provisto un método de asignar un recurso de entre una pluralidad de recursos a una entidad que utiliza recursos de entre una pluralidad de entidades que usan recursos, en el que una asignación de entidad que usa recurso a recurso tiene un coste asociado, incluyendo el método:

45 computar costes ( $C_f$ ) de flujo de red de asignaciones de recurso a entidad para asignar dichos recursos a dichas entidades,

50 construir/actualizar una red de flujo incluidos los nodos fuente correspondientes a los recursos, nodos de transbordo que corresponden a las asignaciones y un nodo de demanda, teniendo la red de flujo arcos que representan flujos entre los nodos, cada uno de dichos arcos teniendo dicho coste ( $C_f$ ) de flujo de red asociado,

55 resolver un problema de flujo de coste mínimo para la red de flujo con costes de arco anulados para obtener valores ( $X_f$ ) de flujo para las asignaciones, y

asignar dicho recurso a dicha entidad dependiente del valor de flujo obtenido para dicha asignación asociada con ese recurso;

60 en el que el paso de computar los costes de flujo de red incluye computar los costes de flujo de red de acuerdo con un esquema de aproximación de coste de arco de aproximación de red neural aleatoria.

El paso de computar los costes ( $C_f$ ) de flujo de red puede incluir computar los costes de flujo de red para asignaciones que satisfagan una ecuación:

$$C_f(a, t^{(m+1)}) = \max\{0, U(t) \prod_{m=1}^{m+1} p_f(a_t^{(m)}, t) p_s(a, t) - C_a(a, t)\} \quad (3)$$

en la que las variables en la ecuación pueden ser como sigue:

5 a representa un activo/recurso;

$t^{(m)}$  representa dicho nodo de transbordo en la red de flujo que denota una asignación  $m$ -ésima a la entidad  $t$ ;

$U(t)$  representa un coste de penalización  $U(t)$  si una entidad  $t$  no es servida apropiadamente por un recurso;

10  $p_f(a, t)$  representa una probabilidad de que un recurso  $a$  fallará en servir apropiadamente a una entidad  $t$  cuando se asigna a esta;

15  $C_a(a, t)$  representa un coste para asignar un recurso  $a$  a una entidad  $t$ .

La red de flujo puede ser configurada de manera que las capacidades de arco y suministros/demandas de los nodos sean 0 ó 1 de manera que una solución que resulta de la resolución del problema de flujo de coste mínimo para la red de flujo será binaria. La asignación de dicho recurso a dicha entidad puede ser hecha si el valor de flujo obtenido para la asignación asociada con ese recurso es igual a 1.

20 Dicho nodo fuente  $a$  en la red de flujo puede estar conectado a una pluralidad de dichos nodos  $t^{(m)}$  de transbordo vía dichos arcos. Una capacidad de los arcos entre el nodo fuente y los nodos de transbordo puede ser igual a 1 (de manera que los flujos asociados  $X_f(a, t^{(m)})$  representan el hecho de que dicho recurso  $a$  es una asignación  $m$ -ésima a dicha entidad  $t$ ). Así, la red de flujo puede ser configurada de manera que como mucho dicho nodo de recurso puede ser asignado a dicho nodo de transbordo. Cada uno de dichos nodos de transbordo puede tener solo dicho arco yendo hacia el nodo  $d$  de demanda y el arco puede también tener una capacidad de 1.

El método puede además incluir almacenar y/o visualizar datos electrónicos que representan la asignación o asignaciones.

30 El método puede además incluir actualizar costes de tareas siguiendo las asignaciones.

De acuerdo con otros aspectos de la presente invención se prevén sistemas configurados para ejecutar métodos substancialmente como se describe aquí.

35 De acuerdo con otros aspectos de la presente invención se prevén productos de programa de ordenador que comprenden medios legibles de ordenador, teniendo en ellos medios de código de programa de ordenador, cuando el código de programa se carga, para hacer que el ordenador ejecute medios substancialmente como se describe aquí.

40 El término "recurso" usado aquí generalmente se refiere a un activo y puede ser cualquier tipo de recurso que pueda ser asignado para cualquier tipo de utilización técnica. Un recurso puede ser una entidad física, tal como una máquina o vehículo, o puede ser un recurso electrónico, tal como una memoria de ordenador o capacidad en una conexión de transferencia de datos en una red de comunicaciones. Una entidad de utilización de recursos puede ser una entidad física, tal como un elemento para ser transportado, o puede comprender una tarea que requiera un recurso con el fin de ser realizada, por ejemplo, una tarea de computación que requiera un recurso de computación, tal como tiempo de procesador. Además, debería entenderse que las referencias a "conexión de datos" y "elemento de datos" en la realización de ejemplo y declaraciones asociadas de la invención están destinadas a ser intercambiables con otros términos, tal como "medios de transporte/arma" y "elemento transportable/objetivo", respectivamente.

50 Aunque la invención ha sido descrita anteriormente, se extiende a cualquier combinación inventiva de características establecidas anteriormente o en la siguiente descripción. Aunque las realizaciones ilustrativas de la invención se describen en detalle aquí en referencia a los dibujos que la acompañan, ha de entenderse que la invención no está limitada a estas realizaciones precisas. Como tal, muchas modificaciones y variaciones serán evidentes para los expertos en la técnica. Además, se contempla que una característica particular descrita tanto individualmente como parte de una realización puede ser combinada con otras características descritas individualmente, o partes de otras realizaciones, incluso si otras características y realizaciones no hacen mención de la característica particular. Así, la invención se extiende a tales combinaciones específicas no descritas todavía.

60 La invención puede ser realizada de varias formas, y, a modo de ejemplo solo, realizaciones de esta serán ahora descritas, haciendo referencia a los dibujos que la acompañan en los que:

la figura 1 es un diagrama esquemático de una pluralidad de conexiones de datos y elementos de datos y un

sistema configurado para asignar conexiones de datos a los elementos de datos;

la figura 2 es un diagrama esquemático de una red de flujo para el uso en resolver el problema de asignación; y

5 la figura 3 es un diagrama de flujo que muestra los pasos que pueden ser realizados cuando se generan asignaciones.

En referencia a la figura 1 de nuevo, el problema de ejemplo planteado es qué conexión/es de datos asignar a qué elementos de datos. La figura muestra un sistema 100 configurado para realizar tales asignaciones. Se entenderá que el sistema puede tomar cualquier forma adecuada, por ejemplo un ordenador personal o un sistema de computación distribuido, y puede incluir interfaces de comunicaciones convencionales, interfaces de usuario, etc. Puede ser localizado remoto de la red que comprende conexiones de datos. El sistema puede directa o indirectamente controlar el equipo físico de conexión de datos de acuerdo con la asignación, o puede producir una salida describiendo la asignación para uso mediante uno o más operadores humanos u otra aplicación de equipo lógico. El sistema puede incluir un dispositivo de computación que tiene un procesador 102 y una memoria 104. La memoria 104 puede incluir datos 106 en relación a los elementos de datos, conexiones de datos y/u otros factores, así como instrucciones 108 que el dispositivo de computación puede ejecutar para realizar las asignaciones.

Los datos pueden ser producidos describiendo características de cada conexión de datos, por ejemplo, velocidad, capacidad, etc. Se apreciará que el número, tipos y características de los recursos descritos aquí son ejemplares solo. Las características de especificación de datos de cada elemento de datos también pueden ser producidas. Por ejemplo, cada elemento de datos puede haber asociado con este, por ejemplo, tamaño, tiempo/fecha de reparto deseado, prioridad, etc. Estos costes pueden ser determinados por asesores humanos, o pueden al menos ser parcialmente recuperados de un almacén de datos o automáticamente calculados basados en información conocida sobre al menos algunos de los elementos de datos.

Las realizaciones de la invención usan técnicas de red de flujo para generar las asignaciones, que están basadas en resolver una secuencia de problemas de flujo de coste mínimo en redes construidas apropiadamente con costes de arco estimados. En términos generales, el sistema puede asignar recursos a entidades que usan los recursos, donde cada recurso puede potencialmente servir a cualquiera de las entidades, pero los recursos sirven a las entidades con una salida probabilística de éxito (incertidumbre de ejecución). En realizaciones específicas los recursos comprenden conexiones de datos y las entidades comprenden elementos de datos que han de ser transferidos mediante las conexiones de datos, pero se apreciará que el sistema podría ser modificado para generar asignaciones para diferentes tipos de aplicaciones, es decir, atribuir medios de transporte para elementos de transporte, o asignar armas a objetivos. El experto puede modificar el ejemplo de asignación de conexión de datos dado aquí para resolver tales problemas alternativos. En casos específicos puede haber un coste asociado con cada posible asignación de un recurso a una entidad, y si una entidad no es servida por un recurso también hay un coste. Un objetivo en tales casos es hacer asignaciones para minimizar el coste total esperado.

Ahora se darán algunas definiciones formales. Un conjunto de tareas T (un tipo específico de entidades que utilizan recursos ejemplares) necesitan ser ejecutadas por un conjunto de recursos/activos A. La tarea t lleva una penalización U(t) si no es ejecutada por un activo, mientras que hay también un coste C<sub>a</sub>(a,t) para asignar un activo a la tarea t. Se asume que cualquier tarea puede ser ejecutada por cualquier activo y que cualquiera de los activos basta para ejecutar cualquiera de las tareas. También es posible que la ejecución de tareas pueda fallar a pesar del hecho de que un activo ha sido asignado a esta y esto se representa mediante la probabilidad 0 ≤ p<sub>f</sub>(a, t) ≤ 1 que el activo a fallará en ejecutar la tarea t cuando se asigne a esta. Para compensar los fallos de ejecución de tareas y para explicar el hecho de que el coste de asignación ejecutado puede incrementar el coste total, cualquier número de activos (0-|A|) puede ser asignado a una tarea. Otra suposición es que los activos asignados a una tarea particular tengan un efecto independiente, de manera que la probabilidad de fallo total para la tarea particular es dada por el producto de las probabilidades de fallo de los activos asignados a este. El problema puede ser formulado como la ecuación (1) siguiente:

$$\min C = \sum_{t \in T} \sum_{a \in A} C_a(a, t) X(a, t) + \sum_{t \in T} U(t) \prod_{a \in A} p_f(a, t)^{X(a, t)} \quad (1)$$

$$s.t. \quad \sum_{t \in T} X(a, t) \leq 1, \quad a \in A$$

$$X(a, t) \in \{0, 1\}$$

55 donde las variables X(a,t) de decisión muestran si el activo a es asignado a la tarea t. El problema específico pertenece a la clase general de problemas de asignación no lineales.

Realizaciones específicas proporcionan esquemas para la solución aproximada del problema (1) anterior, y están basadas en resolver una secuencia de problemas de flujo de coste mínimo (MCF) con costes de arco asociados con el problema examinado. Formalmente, el problema MCF considera una gráfica dirigida o red G=(N,E) que consiste en un conjunto de vértices o nodos N y un conjunto de bordes dirigidos o arcos E que conectan los nodos. Cada

arco  $(i,j) \in E$  se caracteriza por dos parámetros: la capacidad  $u(i,j)$  del arco particular que es la unión superior de flujo  $X_f(i,j)$  permitido a través de  $(i,j)$  y un coste asociado por unidad de flujo  $C_f(i,j)$ . Cada nodo  $i \in N$  tiene un suministro  $s(i)$  que se interpreta como la cantidad de flujo que entra en el nodo desde el exterior. El nodo  $i$  es una fuente o nodo de suministro si  $s(i) > 0$ , un receptor o nodo de demanda si  $s(i) < 0$  y un nodo de transbordo si  $s(i) = 0$ . Las redes de flujo son gobernadas por la restricción de conservación de flujo, que establece que en cada nodo los flujos de entrada y salida son iguales. Nótese que la restricción de conservación puede sostenerse solo si  $\sum_i s(i) = 0$ . Un objetivo es encontrar los flujos más baratos que satisfacen los suministros de nodo, bajo las restricciones de capacidad y conservación de flujo:

$$\min \sum_{(i,j) \in E} C_f(i,j) X_f(i,j) \quad (2a)$$

$$\text{s.t. } s(i) + \sum_{j:(j,i) \in E} X_f(j,i) = \sum_{j:(i,j) \in E} X_f(i,j), \forall i \in N \quad (2b)$$

$$0 \leq X_f(i,j) \leq u(i,j), \quad (i,j) \in E \quad (2c)$$

La figura 2 representa una red 200 usada para la solución del problema (1) anterior. La red comprende tres capas de nodos: la capa primera 202 contiene nodos fuente 203, la capa segunda 204 contiene los nodos 205 de transbordo y la capa tercera 206 el nodo 207 de demanda que agrega los flujos enviados por los nodos fuente. Cada nodo fuente  $a$  tiene suministro  $s(a) = 1$  y corresponde al activo  $a$ . Cada nodo  $t^{(m)}$  de transbordo denota la asignación de activo  $m$ -ésimo a la tarea  $t$ , mientras el nodo 0 corresponde al caso de que un activo no es asignado a ninguna tarea. Como mucho los activos  $M_t$  pueden ser asignados a la tarea  $t$ . El papel del nodo  $d$  de demanda es agregar los flujos enviados en la red y su demanda es igual al suministro total de los activos,  $s(d) = -|A|$ .

Un nodo fuente  $a$  es conectado a todos los nodos  $t^{(m)}$  de transbordo y la capacidad de todos los arcos (209) es igual a 1, de manera que los flujos asociados  $X_f(a, t^{(m)})$  representan el hecho de que el activo  $a$  es la asignación  $m$ -ésima a la tarea  $t$ . Incluso aunque hay arcos  $|A|$  que llegan a cada nodo de transbordo, sólo hay un arco que deja cada nodo hacia el nodo  $d$  de demanda. Estos arcos también tienen capacidad 1 excepto desde el arco  $(0, d)$  cuya capacidad es igual a  $|A|$  de manera que incluso si no se hacen asignaciones el suministro de los nodos fuente alcanza el nodo de demanda vía nodo 0. Así, el flujo  $X_f(a, t^{(m)}, d)$ ,  $t \in T$  denota si la asignación  $m$ -ésima para la tarea  $t$  ha sido hecha. La configuración resultante garantiza que como mucho un activo puede ser asignado a un nodo de transbordo particular. Lo que el más, como todas las capacidades de arco y suministros/demandas de los nodos son 0 ó 1, la propiedad de integridad garantiza que en la solución MCF todos los flujos  $X_f(a, t^{(m)})$  serán binarios. También necesitamos asegurar que la asignación de activos a una tarea  $t$  particular es contigua. Esto asegura que  $X_f(a, t^{(m)})$  solo puede ser igual a 1 si  $X_f(a, t^{(m)}) = 1$  para todos  $m = 1, \dots, m_t - 1$ .

Los costes de arco representan la reducción de red en la función de coste de asignar un activo particular a una tarea de manera que nuestro objetivo es maximizar la reducción de red en la función objetiva. Así, para resolver el problema como un problema MCF todos los costes asociados con la red son anulados.

La aproximación de los costes de arco es necesaria porque solo los correspondientes a asignaciones primeras  $C_f(a, t^{(1)})$  son conocidos e iguales a  $\max\{0, U(t)p_s(a,t) - C_a(a,t)\}$  para todos  $a, t$ . Para determinar correctamente los costes de arco de la asignación  $(m_t+1)$ -ésima,  $m_t \geq 1$ , los activos asignados  $m_t$  primeros a la tarea  $t$   $a_{t(1)}, \dots, a_{t(m)}$  deben ser conocidos. Si un oráculo proporciona esta información,  $C_f(a, t^{(m+1)})$  sería:

$$C_f(a, t^{(m+1)}) = \max\{0, U(t) \prod_{m=1}^{m_t} p_f(a_{t(m)}, t) p_s(a, t) - C_a(a, t)\} \quad (3)$$

En lo que se refiere al coste de los arcos hacia el nodo 0, es tomado que  $C_f(a, 0) = \varepsilon > 0, \forall a$ . Cuando  $\varepsilon > 0$ , es posible evitar soluciones ilimitadas debido a posibles costes de arco cero. Al mismo tiempo el valor de  $\varepsilon$  debería ser lo bastante pequeño de manera que nunca es considerado como una asignación beneficiosa. Los costes de arco de los nodos de transbordo al nodo de demanda son todos igual a cero; el papel de esos flujos es asegurar que como mucho un activo está relacionado con una tarea.

En la práctica, las asignaciones de activos no son conocidas de antemano y por consiguiente es posible determinar los valores de coste  $C_f(a, t^{(m)})$ ,  $m_t > 1$ ; por este motivo los esquemas de aproximación han sido desarrollados. Un acercamiento conservador, llamado MCFmax, es siempre asumir que el activo asignado previamente a una tarea particular es el menos efectivo, es decir, el de la probabilidad de fallo de ejecución mayor  $p_{f:\max}(t) = \max_{a \in AP_f}(a, t)$ . Por consiguiente, cada término  $p_f(a_{t(m)}, t)$ ,  $m = 1, \dots, m_t$  en la ecuación (3) anterior será remplazado por  $p_f(\max(t))$ . Una aproximación optimista, llamada MCFmin, es siempre considerar el activo más efectivo para asignaciones previas. Si  $p_{f:\min}(t) = \max_{a \in AP_f}(a, t)$  entonces establecemos  $p_f(a_{t(m)}, t) = p_{f:\min}(t)$ . Las realizaciones de la invención usan un esquema de aproximación tercero, llamado MCFrnn, que se basa en la red neural aleatoria (RNN, véase Timotheou, S.: *The Random Neural Network: A Survey*. The Computer Journal 53(3) (2010) 251-267). El acercamiento puede incluir

- resolver el problema usando un algoritmo RNN (véase Gelenbe, E., Timotheou, S., Nicholson, D.: *Fast distributed near optimum assignment of assets to task*. The computer Journal (2010) y después usar las atribuciones para obtener los costes de arco para la red MCF. Por consiguiente, los términos  $p_f(a_{f(m)}, t)$  son cambiados a  $p_{f, mn}(t_{(m)})$  que denotan las probabilidades de fallo de ejecución para el activo m-ésimo asignado a la tarea t. Mientras el algoritmo RNN es de complejidad de bajo tiempo el tiempo de ejecución total del acercamiento MCF no es afectado significativamente.
- Una propiedad importante de la red de flujo descrita es que por  $0 < p_f(a, t) < 1$ , es verdad que:  $C_f(a, t^{(1)}) > \dots > C_f(a, t^{(m)}) > C_f(a, 0) > 0$ . El hecho de que esta desigualdad no incluya  $C_f(a, t^{(M)})$  implica que  $C_f(a, t^{(m)}) = 0$ ,  $m = m_t + 1, \dots, M_t$ , de manera que después de la asignación  $m_t$ -ésima el activo a no puede ser asignado a la tarea t. Esta desigualdad también garantiza que la propiedad contigua como la asignación más beneficiosa para cada activo-tarea sea siempre la primera disponible.
- Una implementación de ejemplo de un acercamiento MCF para la solución del problema (1) anterior se muestra en el diagrama de flujo de la figura 3. Se apreciará que los pasos mostrados son ejemplares solo y el experto será capaz de implementar los principios generales usando varias estructuras de datos y técnicas de programación. Algunos de los pasos mostrados pueden ser omitidos y/o reordenados. Por ejemplo, el uso de conjuntos/estructuras de datos para almacenar temporalmente datos que representan asignaciones es solo una implementación de ejemplo y podrían usarse métodos alternativos.
- Una inicialización de paso 302 se realiza. Esto puede incluir establecer una estructura de datos ( $A_{rem}$ ) usada durante la ejecución del algoritmo para almacenar un conjunto de activos (por ejemplo, conexiones de transferencia de datos) que no han sido hasta ahora asignadas para inicialmente incluir todos los activos, y una conjunto de solución de pares de asignación (S) para vaciar. Una variedad de variables ( $U_{cur}(t)$ ) usadas para almacenar el coste de no ejecutar una tarea t (por ejemplo, un elemento de datos para ser transferido a un destino particular) es inicialmente establecido a los costes de tarea  $U(t)$ . Formalmente: inicializa  $A_{rem} \leftarrow A, S \leftarrow \emptyset$  y  $U_{cur}(t) \leftarrow U(t), t \in T$ .
- En el paso 304 los costes ( $C_f$ ) de flujo de red, todas las tareas t y todas las asignaciones posibles de acuerdo con la ecuación (3) anterior y el esquema de aproximación deseado (por ejemplo, MCFmax, MCFmin o MCFrnn en realizaciones de la invención) para todos los activos restantes en  $A_{rem}$  son computados. Formalmente: computa  $C_f(a, t^{(m)})$ ,  $a \in A_{rem}$ ,  $t \in T$  y  $m_t = 1, \dots, M_t$  de acuerdo con la ecuación (3) y el esquema de aproximación de coste deseado.
- En el paso 306 una red de flujo como se muestra en la figura 1 es construida para todas las asignaciones en el conjunto  $A_{rem}$ . Formalmente: construye red de flujo para  $a \in A_{rem}$  y  $t \in T$ .
- En el paso 308 la red de flujo es tratada como un problema MCF que es resuelto, usando los costes de arco anulados tratados anteriormente, para obtener los valores de flujo  $X_f(a, t^{(m)})$ .
- En el paso 310 los activos a ser asignados se determinan seleccionando los flujos de red correspondientes a asignaciones primeras computadas en el paso 308 que tienen un valor de 1. Formalmente: conjunto  $A_{ass} \leftarrow \{a: X_f(a, t^{(1)}) = 1, a \in A_{rem}, t \in T\}$ .
- En el paso 312 las asignaciones hechas en el paso 310 para esta iteración se almacenan en el conjunto de solución. Formalmente: conjunto  $S_{cur} \leftarrow \{(a, t): X_f(a, t^{(1)}) = 1, a \in A_{rem}, t \in T\}$  y  $S \leftarrow S \cup S_{cur}$ .
- En el paso 314 las asignaciones hechas en el paso 310 son retiradas del conjunto  $A_{rem}$ . Formalmente: conjunto  $A_{rem} \leftarrow A_{rem} / A_{ass}$ .
- En el paso 316 los costes de tarea actuales para todos los activos se actualizan multiplicándolos con las probabilidades de fallo de pares de asignaciones en  $S_{cur}$  que han sido asignadas a una tarea t particular. Formalmente:  $U_{cur}(t) \leftarrow U_{cur}(t) \prod_{a: (a, t) \in S_{cur}} p_f(a, t)$ ,  $t \in T$ .
- En el paso 318 se plantea una pregunta de si los conjuntos  $A_{rem}$  y  $A_{ass}$  no están vacíos (formalmente: si  $A_{ass} \neq \emptyset$  y  $A_{rem} \neq \emptyset$ ). Si este es el caso entonces el control vuelve al paso 304, de otro modo el proceso termina en el paso 320.
- En los pasos anteriores, S es la solución establecida donde las asignaciones hechas se almacenan,  $A_{rem}$  denota el conjunto de los activos que quedan por ser asignados y  $U_{cur}(t)$  es el coste de la tarea t en la iteración particular.
- La efectividad de los algoritmos propuestos ha sido analizada por los inventores mediante dos familias de datos. En la familia 1 de datos, los parámetros de problemas fueron generados independientemente, mientras que en la familia 2 de datos había correlación positiva entre el coste de una asignación y sus probabilidades de éxito de ejecución asociadas, de manera que las asignaciones "mejores" son más caras. Más detalles de la generación de los ejemplos de problemas pueden encontrarse en la referencia anterior *Fast distributed near optimum assignment of assets to tasks*. Los experimentos para varios pares de ( $|A|$ ,  $|T|$ ) con hasta 200 activos y 100 tareas fueron realizados. Debido

al gran tamaño de los problemas, la realización de los algoritmos fue comparada contra límites inferiores apretados obtenidos modificando un algoritmo propuesto para el problema WTA (véase Manne, A.: A Target-Assignment Problem. Operations Research 6(3)(1958)346-351. La medida de realización usada fue la desviación de porcentaje media relativa del límite inferior,  $\sigma_{LB}$ :

$$\sigma_{LB} = 100(N_{PI})^{-1} \sum_{i=1}^{N_{PI}} (C_{alg,i} - C_{LB,i})(C_{LB,i})^{-1}$$

donde  $C_{LB,i}$  es el coste obtenido del algoritmo limitativo inferior y  $N_{PI}$  es el número total de ejemplos de problema considerados en cada caso.

$\sigma_{LB}$  para varios algoritmos es presentada en las tablas 1 y 2 siguientes:

Tabla 1. Desviación de porcentaje relativo medio del límite inferior en la familia 1 de datos

A	T	A / T	RNN	MMR	MCFmax	MCFmin	MCFmn	LBA
20	40	0,5	1,954	4,068	0,611	0,607	0,607	0,626
40	80	0,5	2,366	4,162	0,921	0,920	0,920	0,977
80	160	0,5	2,542	3,908	1,243	1,243	1,243	1,367
20	20	1,0	3,321	8,995	2,067	0,098	0,101	0,098
40	40	1,0	2,419	8,556	2,042	0,110	0,110	0,112
80	80	1,0	2,204	7,469	1,815	0,119	0,119	0,124
40	20	2,0	2,683	6,717	14,802	0,243	0,284	0,074
100	50	2,0	2,930	7,251	18,271	0,088	0,105	0,088
200	100	2,0	2,866	6,550	20,056	0,088	0,088	0,101
Rendimiento total			2,588	6,408	6,870	0,391	0,397	0,396

Tabla 2. Desviación de porcentaje relativo medio del límite inferior en la familia 2 de datos

A	T	A / T	RNN	MMR	MCFmax	MCFmin	MCFmn	LBA
20	40	0,5	0,486	0,540	0,486	0,486	0,486	0,527
40	80	0,5	0,505	0,561	0,509	0,508	0,508	0,553
80	160	0,5	0,684	0,740	0,683	0,683	0,683	0,751
20	20	1,0	0,708	3,031	0,765	1,577	0,589	0,094
40	40	1,0	0,673	3,384	0,822	1,710	0,652	0,140
80	80	1,0	0,777	3,719	1,007	1,826	0,806	0,518
40	20	2,0	2,619	3,428	5,980	3,149	3,039	0,077
100	50	2,0	2,382	3,393	6,441	3,429	3,307	0,580
200	100	2,0	2,115	3,298	6,333	3,533	3,320	1,213
Rendimiento total			1,217	2,455	2,558	1,878	1,488	0,4948

La columna LBA corresponde al coste del problema original (1), computada usando la solución obtenida del algoritmo limitativo inferior. LBA es solo considerado para demostrar la estanqueidad de los límites inferiores y no es comparado con los otros métodos, como no es de complejidad polinomial.

Para la familia 1 de datos los algoritmos más efectivos fueron encontrados para ser los acercamientos de flujo de red MCFmin y MCFmn para todos los pares(|A|, |T|), que tienen casi la misma eficacia y logran  $\sigma_{LB} < 1,3\%$  en todos los casos. Adicionalmente, estos algoritmos superan el acercamiento LBA para los casos que  $|A|/|T| \leq 1$ . Adicionalmente, MCFmax solo actuó bien cuando  $|A|/|T| \leq 1$ . Para la familia 2 de datos se descubrió que el mejor algoritmo de realización total era RNN. RNN funcionó mejor que los otros acercamientos para ejemplos de problemas grandes cuando  $|A|=|T|$  y  $2|A|=|T|$ , mientras para los otros problemas su realización puede ser altamente competitiva. MCFmn logró mejores resultados que el acercamiento MCFmin, especialmente para los conjuntos de problemas con igual número de activos y tareas. La realización del acercamiento MMR fue mejorada comparada con la familia 1 de datos mientras que se descubrió que el MCFmax, de nuevo, era el acercamiento menos efectivo.

**REIVINDICACIONES**

1.- Un método para asignar un recurso (12) de entre una pluralidad de recursos a una entidad que utiliza recursos de entre una pluralidad de entidades (D1, D2, D3) que utilizan recursos, en el que una asignación de recurso a entidad que utiliza recursos tiene un coste asociado, incluyendo el método:

5 computar (304) costes ( $C_i$ ) de flujo de red de asignaciones para asignar dichos recursos a dicha entidades que utilizan recursos,

10 construir/actualizar (306) una red (200) de flujo incluyendo nodos fuente (203) que corresponden a los recursos, nodos (205) de transbordo que corresponden a las asignaciones y un nodo (207) de demanda, teniendo la red de flujo arcos (209) que representan flujo entre los nodos, teniendo cada uno de dichos arcos un coste ( $C_i$ ) de flujo de red mencionado asociado,

15 resolver (308) un problema de flujo de coste mínimo para la red de flujo con costes de arco anulados para obtener valores ( $X_i$ ) de flujo para las asignaciones, y

20 asignar (310, 312) un recurso mencionado a una entidad que utiliza recursos mencionada dependiente del valor de flujo obtenido para una asignación mencionada asociada con ese recurso;

caracterizado el método porque el paso de computar (304) los costes ( $C_i$ ) de flujo de red incluye computar los costes de flujo de red de acuerdo con un esquema de aproximación de coste de arco de aproximación de red neural aleatoria.

25 2.- Un método de acuerdo con la reivindicación 1, en el que el paso de computar (304) los costes ( $C_i$ ) de flujo de red incluye computar los costes de flujo de red para asignaciones que satisfacen una ecuación:

$$C_f(a, t^{(m+1)}) = \max\{0, U(t) \prod_{m=1}^{m_i} p_f(a_{t^{(m)}}, t) p_a(a, t) - C_a(a, t)\} \quad (3)$$

30 en la que:

a representa dicho recurso;

35  $t^{(mt)}$  representa dicho nodo de transbordo en la red de flujo que denota una asignación  $m_i$ -ésima a la entidad  $t$ ;

$U(t)$  representa un coste de penalización  $U(t)$  si una entidad  $t$  no es servida apropiadamente por un recurso;

$p_f(a, t)$  representa una probabilidad de que un recurso a fallará en servir una entidad  $t$  cuando se asigne a esta;

40  $C_a(a, t)$  representa un coste para asignar un recurso a a una entidad  $t$ .

3.- Un método de acuerdo con una cualquiera de las reivindicaciones precedentes, en el que la red (200) de flujo es configurada de manera que las capacidades de los arcos (209) y suministros/demandas de los nodos (203, 205, 207) son tanto 0 como 1 de manera que una solución que resulta de la resolución del problema de flujo de coste mínimo para la red de flujo es binaria.

4.- Un método de acuerdo con la reivindicación 3, en el que la asignación (310, 312) de dicho recurso (12) a dicha entidad (D1) que utiliza recursos se hace si el valor de flujo obtenido para la asignación asociada con ese recurso es igual a 1.

5.- Un método de acuerdo con la reivindicación 4, en el que dicho nodo fuente (203) a en la red (200) de flujo es conectado a una pluralidad de dichos nodos (205) de transbordo  $t^{(mt)}$  (205) vía dichos arcos (209) y una capacidad de los arcos entre el nodo fuente y los nodos de transbordo es igual a 1.

55 6.- Un método de acuerdo con la reivindicación 5, en el que la red (200) de flujo se configura de manera que como mucho dicho nodo fuente (203) se asigna a dicho nodo (205) de transbordo.

7.- Un método de acuerdo con la reivindicación 6, en el que dicho nodo (205) de transbordo tiene dicho arco (209) que se va hacia el nodo (207) de demanda  $d$ , teniendo ese arco una capacidad de 1.

60 8.- Un método de acuerdo con una cualquiera de las reivindicaciones precedentes, que incluye almacenar y/o visualizar (320) datos electrónicos que representan la asignación o asignaciones.

9.- Un método de acuerdo con una cualquiera de las reivindicaciones precedentes, que incluye además controlar dicha fuente (12) para servir a dicha entidad (D1) que utiliza recursos de acuerdo con dicha asignación.



10.- Un producto de programa de ordenador que comprende medios legibles de ordenador, teniendo medios de código de programa de ordenador, cuando el código de programa se carga, para hacer que el ordenador ejecute un método de acuerdo con una cualquiera de las reivindicaciones precedentes.

5

11.- Un sistema (100) de computación configurado para ejecutar un método de acuerdo con una cualquiera de las reivindicaciones 1 a 9.

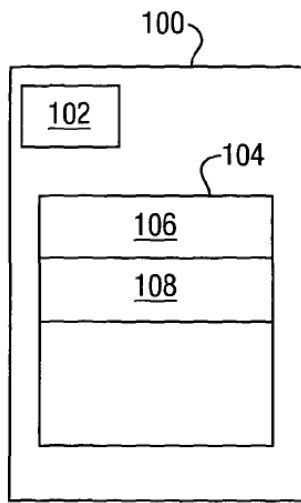


Fig. 1

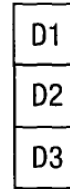
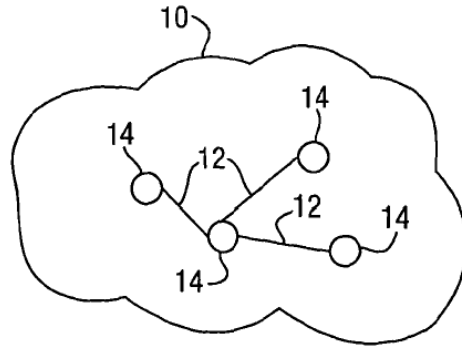


Fig. 2

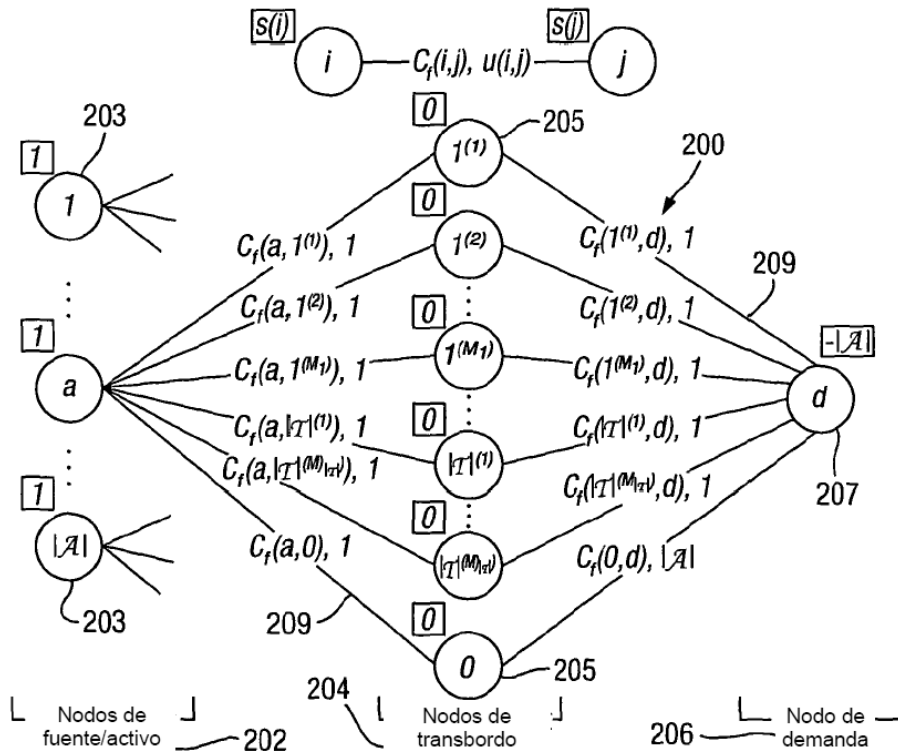


Fig. 3

