



UNIÓN INTERNACIONAL DE TELECOMUNICACIONES

UIT-T

SECTOR DE NORMALIZACIÓN
DE LAS TELECOMUNICACIONES
DE LA UIT

X.860

(12/97)

SERIE X: REDES DE DATOS Y COMUNICACIÓN
ENTRE SISTEMAS ABIERTOS

Aplicaciones de interconexión de sistemas abiertos –
Procesamiento de transacciones

**Interconexión de sistemas abiertos –
Procesamiento de transacciones distribuidas:
Modelo**

Recomendación UIT-T X.860

(Anteriormente Recomendación del CCITT)

RECOMENDACIONES DE LA SERIE X DEL UIT-T

REDES DE DATOS Y COMUNICACIÓN ENTRE SISTEMAS ABIERTOS

REDES PÚBLICAS DE DATOS

Servicios y facilidades	X.1–X.19
Interfaces	X.20–X.49
Transmisión, señalización y conmutación	X.50–X.89
Aspectos de redes	X.90–X.149
Mantenimiento	X.150–X.179
Disposiciones administrativas	X.180–X.199

INTERCONEXIÓN DE SISTEMAS ABIERTOS

Modelo y notación	X.200–X.209
Definiciones de los servicios	X.210–X.219
Especificaciones de los protocolos en modo conexión	X.220–X.229
Especificaciones de los protocolos en modo sin conexión	X.230–X.239
Formularios para declaraciones de conformidad de implementación de protocolo	X.240–X.259
Identificación de protocolos	X.260–X.269
Protocolos de seguridad	X.270–X.279
Objetos gestionados de capa	X.280–X.289
Pruebas de conformidad	X.290–X.299

INTERFUNCIONAMIENTO ENTRE REDES

Generalidades	X.300–X.349
Sistemas de transmisión de datos por satélite	X.350–X.399

SISTEMAS DE TRATAMIENTO DE MENSAJES

X.400–X.499

DIRECTORIO

X.500–X.599

GESTIÓN DE REDES DE INTERCONEXIÓN DE SISTEMAS ABIERTOS Y ASPECTOS DE SISTEMAS

Gestión de redes	X.600–X.629
Eficacia	X.630–X.639
Calidad de servicio	X.640–X.649
Denominación, direccionamiento y registro	X.650–X.679
Notación de sintaxis abstracta uno	X.680–X.699

GESTIÓN DE INTERCONEXIÓN DE SISTEMAS ABIERTOS

Marco y arquitectura de la gestión de sistemas	X.700–X.709
Servicio y protocolo de comunicación de gestión	X.710–X.719
Estructura de la información de gestión	X.720–X.729
Funciones de gestión y funciones de arquitectura de gestión distribuida abierta	X.730–X.799

SEGURIDAD

X.800–X.849

APLICACIONES DE INTERCONEXIÓN DE SISTEMAS ABIERTOS

Cometimiento, concurrencia y recuperación	X.850–X.859
---	-------------

Procesamiento de transacciones

X.860–X.879

Operaciones a distancia	X.880–X.899
-------------------------	-------------

PROCESAMIENTO DISTRIBUIDO ABIERTO

X.900–X.999

Para más información, véase la Lista de Recomendaciones del UIT-T.

RECOMENDACIÓN UIT-T X.860

INTERCONEXIÓN DE SISTEMAS ABIERTOS – PROCESAMIENTO DE TRANSACCIONES DISTRIBUIDAS: MODELO

Resumen

La presente Recomendación proporciona una introducción general a los conceptos y al modelo de procesamiento de transacción distribuida (TP) y define los requisitos que debe cumplir el servicio TP.

Orígenes

La Recomendación UIT-T X.860, ha sido revisada por la Comisión de Estudio 7 (1997-2000) del UIT-T y fue aprobada por el procedimiento de la Resolución N.º 1 de la CMNT el 12 de diciembre de 1997.

PREFACIO

La UIT (Unión Internacional de Telecomunicaciones) es el organismo especializado de las Naciones Unidas en el campo de las telecomunicaciones. El UIT-T (Sector de Normalización de las Telecomunicaciones de la UIT) es un órgano permanente de la UIT. Este órgano estudia los aspectos técnicos, de explotación y tarifarios y publica Recomendaciones sobre los mismos, con miras a la normalización de las telecomunicaciones en el plano mundial.

La Conferencia Mundial de Normalización de las Telecomunicaciones (CMNT), que se celebra cada cuatro años, establece los temas que han de estudiar las Comisiones de Estudio del UIT-T, que a su vez producen Recomendaciones sobre dichos temas.

La aprobación de Recomendaciones por los Miembros del UIT-T es el objeto del procedimiento establecido en la Resolución N.º 1 de la CMNT.

En ciertos sectores de la tecnología de la información que corresponden a la esfera de competencia del UIT-T, se preparan las normas necesarias en colaboración con la ISO y la CEI.

NOTA

En esta Recomendación, la expresión "Administración" se utiliza para designar, en forma abreviada, tanto una administración de telecomunicaciones como una empresa de explotación reconocida de telecomunicaciones.

PROPIEDAD INTELECTUAL

La UIT señala a la atención la posibilidad de que la utilización o aplicación de la presente Recomendación suponga el empleo de un derecho de propiedad intelectual reivindicado. La UIT no adopta ninguna posición en cuanto a la demostración, validez o aplicabilidad de los derechos de propiedad intelectual reivindicados, ya sea por los miembros de la UIT o por terceros ajenos al proceso de elaboración de Recomendaciones.

En la fecha de aprobación de la presente Recomendación, la UIT no ha recibido notificación de propiedad intelectual, protegida por patente, que puede ser necesaria para aplicar esta Recomendación. Sin embargo, debe señalarse a los usuarios que puede que esta información no se encuentre totalmente actualizada al respecto, por lo que se les insta encarecidamente a consultar la base de datos sobre patentes de la TSB.

© UIT 1998

Es propiedad. Ninguna parte de esta publicación puede reproducirse o utilizarse, de ninguna forma o por ningún medio, sea éste electrónico o mecánico, de fotocopia o de microfilm, sin previa autorización escrita por parte de la UIT.

ÍNDICE

	Página
1 Alcance	1
2 Referencias normativas	1
2.1 Recomendaciones Normas Internacionales idénticas.....	1
2.2 Recomendaciones/Normas Internacionales emparejadas equivalentes en contenido técnico.	2
2.3 Referencias adicionales	2
3 Definiciones	2
3.1 Términos definidos en otras Recomendaciones.....	2
3.2 Términos definidos en esta Recomendación.....	4
4 Abreviaturas	8
5 Convenios.....	8
6 Requisitos.....	9
6.1 Introducción.....	9
6.2 Requisitos de los usuarios.....	9
6.3 Requisitos de modelación	10
6.4 Requisitos que deben satisfacer el servicio y el protocolo OSI TP	10
7 Conceptos de TP distribuida	10
7.1 Transacción	10
7.2 Transacción distribuida.....	10
7.3 Datos de transacción y nivel de coordinación.....	11
7.4 Relaciones de árbol.....	11
7.5 Diálogo	12
7.6 Árbol de diálogo	12
7.7 Rama de transacción.....	12
7.8 Árbol de transacción.....	13
7.9 Canal.....	13
7.10 Toma de contacto (<i>handshake</i>).....	13
7.11 Región interior.....	14
8 Modelo del servicio OSI TP	14
8.1 Naturaleza del servicio OSI TP	14
8.2 Reglas para árboles de diálogo	15
8.3 Reglas para árboles de transacción	17
8.4 Denominación (<i>naming</i>)	18
8.5 Transferencia de datos	19
8.6 Coordinación de recursos	20
8.7 Recuperación	25
8.8 Control de concurrencia y situaciones de atasco	32
8.9 Seguridad.....	32
Anexo A – Relación del modelo OSI TP con la estructura de capa de aplicación	32
A.1 Introducción.....	32
A.2 Procesos de aplicación dentro de OSI TP	32
A.3 Entidades de aplicación con OSI TP	32
A.4 Frontera del servicio OSI TP	33
Anexo B – Nociones didácticas sobre control de concurrencia y situaciones de atasco en OSI TP	34
Anexo C – Nociones didácticas sobre el protocolo commit de dos fases para restitución presupuesta	35

	<i>Página</i>
Anexo D – Combinaciones de optimizaciones de cometimiento.....	36
D.1 Cometimiento dinámico con control polarizado.....	36
D.2 Implicit prepare no seleccionado y Ready permitido en ambos sentidos.....	36
D.3 Preparación implícita.....	37
Anexo E – Resumen de cambios de la segunda edición.....	38

Introducción

Esta Recomendación forma parte de un conjunto de normas elaboradas para facilitar la interconexión de sistemas por computador. Está relacionada con otras Recomendaciones y normas internacionales del mismo conjunto, tal como está definido por el modelo de referencia para interconexión de sistemas abiertos (véase la Rec. UIT-T X.200 | ISO/CEI 7498-1). El modelo de referencia subdivide el área de normalización para interconexión en una serie de capas de especificación cada una de ellas de un tamaño manejable.

El propósito de interconexión de sistemas abiertos (OSI, *open systems interconnection*) es permitir, con un mínimo de consenso técnico fuera de las normas de interconexión, la interconexión de sistemas por computador:

- a) de fabricantes diferentes;
- b) con gestión diferente;
- c) con niveles diferentes de complejidad; y
- d) de tecnologías diferentes.

Las Recomendaciones UIT-T de la serie X.860 e ISO/CEI 10026 definen un modelo OSI TP y especifican un protocolo de OSI TP disponibles dentro de la capa aplicación del modelo de referencia OSI.

El servicio de OSI TP es un servicio de capa aplicación. Se ocupa de la información identificable que puede ser relacionada como transacciones, en las cuales pueden intervenir dos o más sistemas abiertos.

Esta Recomendación proporciona facilidades suficientes para soportar procesamiento de transacción y establece un marco para la coordinación a través de múltiples recursos OSI TP en sistemas abiertos distintos.

Esta Recomendación no especifica la interfaz con los recursos locales ni tampoco con facilidades de acceso dentro del sistema local. No obstante, en un perfeccionamiento futuro de la presente Recomendación se podrán tratar esos temas.

INTERCONEXIÓN DE SISTEMAS ABIERTOS – PROCESAMIENTO DE TRANSACCIONES DISTRIBUIDAS: MODELO¹⁾

(revisada en 1997)

1 Alcance

Esta Recomendación:

- a) proporciona una introducción general a los conceptos y mecanismos en ella definidos;
- b) define un modelo de procesamiento de transacción;
- c) define los requisitos que debe satisfacer el servicio de OSI TP; y
- d) tiene en cuenta la necesidad de coexistir con otros elementos de servicio aplicación, por ejemplo, acceso a base de datos a distancia (RDA, *remote database access*), elemento de servicio operaciones a distancia (ROSE, *remote operations service element*) y aplicaciones no basadas en ROSE.

Esta Recomendación establece disposiciones suficientes para permitir la especificación de servicios y protocolos de comunicaciones en modo transacción que satisfagan las propiedades de atomicidad, consistencia (coherencia), aislamiento y durabilidad (ACID, *atomicity, consistency, isolation, durability*) definidas en la Rec. UIT-T X.851 | ISO/CEI 9804.

La presente Recomendación no especifica implementaciones o productos individuales ni constriñe la implementación de entidades o interfaces dentro de un sistema por computador.

2 Referencias normativas

Las siguientes Recomendaciones del UIT-T y otras referencias contienen disposiciones que, mediante su referencia en este texto, constituyen disposiciones de la presente Recomendación. Al efectuar esta publicación, estaban en vigor las ediciones indicadas. Todas las Recomendaciones y otras referencias son objeto de revisiones por lo que se preconiza que los usuarios de esta Recomendación investiguen la posibilidad de aplicar las ediciones más recientes de las Recomendaciones y otras referencias citadas a continuación. Se publica periódicamente una lista de las Recomendaciones UIT-T actualmente vigentes.

2.1 Recomendaciones | Normas Internacionales idénticas

- Recomendación UIT-T X.200 (1994) | ISO/CEI 7498-1:1994, *Tecnología de la información – Interconexión de sistemas abiertos – Modelo de referencia básico: El modelo básico.*
- Recomendación UIT-T X.210 (1993) | ISO/CEI 10731:1994, *Tecnología de la información – Interconexión de sistemas abiertos – Modelo de referencia básico: Convenios para la definición de servicios en la interconexión de sistemas abiertos.*
- Recomendación UIT-T X.215 (1995) | ISO/CEI 8326:1996, *Tecnología de la información – Interconexión de sistemas abiertos – Definición del servicio de sesión.*
- Recomendación UIT-T X.216 (1994) | ISO/CEI 8822:1994, *Tecnología de la información – Interconexión de sistemas abiertos – Definición del servicio de presentación.*
- Recomendación UIT-T X.217 (1995) | ISO/CEI 8649:1996, *Tecnología de la información – Interconexión de sistemas abiertos – Definición de servicio para el elemento de servicio de control de asociación.*
- Recomendación UIT-T X.501 (1997) | ISO/CEI 9594-2:1997, *Tecnología de la información – Interconexión de sistemas abiertos – El directorio: Modelos.*
- Recomendación UIT-T X.650 (1996) | ISO/CEI 7498-3:1997, *Tecnología de la información – Interconexión de sistemas abiertos – Modelo de referencia básico: Denominación y direccionamiento.*

¹⁾ La Recomendación X.860 y la Norma ISO/CEI 10026-1 "Information technology – Open Systems Interconnection-Distributed Transaction Processing – Part 1: OSI-TP Model" se elaboraron en estrecha colaboración y están técnicamente alineadas.

- Recomendación UIT-T X.851 (1997) | ISO/CEI 9804:1994, *Tecnología de la información – Interconexión de sistemas abiertos – Definición de servicio para el elemento de servicio de compromiso, concurrencia y recuperación.*
- Recomendación UIT-T X.863 (1994) | ISO/CEI 10026-4:1995, *Tecnología de la información – Interconexión de sistemas abiertos – Tratamiento distribuido de transacciones – Formulario de enunciado de conformidad de implementación de protocolo.*

2.2 Recomendaciones/Normas Internacionales emparejadas equivalentes en contenido técnico

- Recomendación X.800 del CCITT (1991), *Arquitectura de seguridad para interconexión de sistemas abiertos para aplicaciones del CCITT.*
ISO 7498-2: 1989, *Information processing systems – Open Systems Interconnection – Basic Reference Model – Part 2: Security Architecture.*
- Recomendación UIT-T X.861 (1997), *Interconexión de sistemas abiertos – Procesamiento de transacción distribuida: Definición del servicio.*
ISO/CEI 10026-2: 1996, *Information technology – Open Systems Interconnection – Distributed Transaction Processing – Part 2: OSI TP Service.*
- Recomendación UIT-T X.862 (1997), *Interconexión de sistemas abiertos – Procesamiento de transacción distribuida: Especificación del protocolo.*
ISO/CEI 10026-3:1996, *Information Technology – Open Systems Interconnection – Distributed Transaction Processing – Part 3: Protocol specification.*

2.3 Referencias adicionales

- ISO/CEI 9545:1994, *Information Technology – Open Systems Interconnection – Application Layer Structure.*
NOTA – Esta Recomendación utiliza la terminología y los mecanismos de modelado de la primera edición (1989) de la estructura de capa de aplicación (ISO/CEI 9545:1989).

3 Definiciones

A efectos de esta Recomendación son aplicables las definiciones siguientes:

3.1 Términos definidos en otras Recomendaciones

3.1.1 Los términos siguientes se definen en la Rec. UIT-T X.200 | ISO/CEI 7498-1:

- entidad de aplicación;
- proceso de aplicación;
- unidad de datos de protocolo de aplicación;
- concatenación;
- sistema abierto;
- servicio de presentación;
- punto de acceso al servicio de presentación;
- unidad de datos de servicio de presentación;
- sistema abierto real; y
- separación.

3.1.2 Los términos siguientes se definen en la Rec. X.800 del CCITT | ISO 7498-2:

- control de acceso;
- auditoría;
- autenticación;
- confidencialidad;
- integridad; y
- no-repudio.

3.1.3 Los términos siguientes se definen en la Rec. UIT-T X.650 | ISO/CEI 7498-3:

- a) identificador de invocación de proceso de aplicación;
- b) título de proceso de aplicación;
- c) identificador de invocación de entidad de aplicación;
- d) calificador de entidad de aplicación; y
- e) título de entidad de aplicación.

3.1.4 El término siguiente se define en la Rec. UIT-T X.215 | ISO/CEI 8326:

- calidad de servicio.

3.1.5 Los términos siguientes se definen en la Rec. UIT-T X.210 | ISO/CEI 10731:

- a) petición;
- b) indicación;
- c) respuesta;
- d) confirmar;
- e) primitiva de servicio; primitiva;
- f) proveedor del servicio; y
- g) usuario del servicio.

3.1.6 Los términos siguientes se definen en ISO/CEI 9545:

- a) asociación de aplicación; asociación;
- b) contexto de aplicación;
- c) nombre de contexto de aplicación;
- d) invocación de entidad de aplicación;
- e) invocación de proceso de aplicación;
- f) elemento de servicio de aplicación;
- g) elemento de servicio de control de asociación;
- h) función de control de asociación múltiple;
- i) función de control de asociación simple; y
- j) objeto de asociación simple.

3.1.7 Los términos siguientes se definen en la Rec. UIT-T X.501 | ISO/CEI 9594-2:

- a) árbol de información de la guía;
- b) asiento de la guía; asiento;
- c) nombre distinguido;
- d) clase de objeto; y,
- e) nombre distinguido relativo.

3.1.8 Los términos siguientes se definen en la Rec. UIT-T X.851 | ISO/CEI 9804:

- a) datos de acción atómica;
- b) atomicidad;
- c) datos ligados;
- d) consistencia (coherencia);
- e) durabilidad;
- f) estado final;
- g) decisión heurística;
- h) estado inicial; e
- i) aislamiento.

3.2 Términos definidos en esta Recomendación

En esta Recomendación se definen los términos siguientes:

3.2.1 transacción distribuida soportada por aplicación: Una transacción en la que el usuario del servicio OSI TP es responsable del mantenimiento de las propiedades ACID.

3.2.2 secuencia concatenada: Una secuencia de ramas de transacción contiguas (soportadas por el proveedor) y relacionadas, en el mismo diálogo, que tienen por objeto alcanzar un objetivo común.

3.2.3 máquina de protocolo de canal (CPM, *channel protocol machine*): La parte de una invocación de entidad de aplicación (AEI) participante en OSI TP que establece y termina canales de TP.

3.2.4 canal; canal de procesamiento de transacciones: Relación sobre una asociación entre dos AEI para facilitar la actividad de recuperación del proveedor de servicio de procesamiento de transacciones (TPSP). Los canales no son visibles en la TPSUI.

3.2.5 maestro de cometimiento: El vecino al que un nodo ha enviado una señal dispuesto.

NOTA – Con los procedimientos de cometimiento estático, el maestro de cometimiento será el superior de diálogo.

3.2.6 esclavo de cometimiento: Un vecino desde el que se ha recibido una señal dispuesto.

NOTA 1 – CCR utiliza el término "subordinado de cometimiento"; TP utiliza el término "esclavo de cometimiento" para evitar confusiones con subordinado de diálogo.

NOTA 2 – Con los procedimientos de cometimiento estático, un esclavo de cometimiento será un subordinado de diálogo.

NOTA 3 – Los términos maestro de cometimiento y esclavo de cometimiento no se aplican cuando se envía una señal sólo lectura o una señal salida anticipada o una señal una fase.

3.2.7 cometimiento; cometimiento de transacción: Compleción de una transacción con la liberación de datos ligados en el estado final.

NOTA 1 – Cometimiento necesita procedimientos de cometimiento de dos fases si están afectados datos de vinculación; se pueden utilizar procedimientos de cometimiento de una fase si no están afectados datos de vinculación, véanse 8.6.1 para procedimientos de cometimiento de dos fases y 8.6.4 para procedimientos de cometimiento de una fase.

NOTA 2 – Los términos "cometimiento" y "restitución" tiene un alcance diferente del definido en la Rec. UIT-T X.851 | ISO/CEI 9804. Esta Recomendación trata del cometimiento y restitución de una transacción completa, mientras la Rec. UIT-T X.851 | ISO/CEI 9804 se refiere al cometimiento y a la restitución de una sola rama de acción atómica.

3.2.8 coordinador de cometimiento: TPPM que interviene en una transacción distribuida que arbitra el resultado final de transacción.

NOTA – Con procedimientos de cometimiento estático de dos fases, el coordinador de cometimiento se encontrará en la raíz del árbol de transacción. Si se encuentran en uso los procedimientos de cometimiento estático de una fase en el árbol de transacción, el coordinador de cometimiento será un nodo hoja o un nodo intermedio. Con los procedimientos de cometimiento dinámico de dos fases, la posición del coordinador de cometimiento puede estar predeterminada o puede estar determinada dinámicamente.

3.2.9 región interior de cometimiento: La región interior de cometimiento en vigor de un nodo es un conjunto de nodos en un árbol de transacción que incluye:

- a) los nodos vecinos de los que se han recibido señales dispuesto; y
- b) las regiones interiores de cometimiento de aquellos nodos vecinos y así sucesivamente.

NOTA 1 – La región interior de cometimiento excluye aquellos nodos que señalan sólo lectura o una fase o salida anticipada.

NOTA 2 – Con los procedimientos de cometimiento estático de dos fases o si no se utiliza cometimiento sólo lectura o de una fase o salida anticipada, la región interior de cometimiento de un nodo será idéntica al subárbol de transacción del nodo.

3.2.10 orden de cometimiento: Disposición desde un nodo a un vecino que ha señalado dispuesto, a la que debe someterse la transacción.

3.2.11 control: El permiso, en un diálogo determinado, para que una TPSUI comunique con su interlocutor.

3.2.12 nivel de coordinación: Un acuerdo entre dos TPSUI sobre qué mecanismo se utilizará para garantizar las cuatro propiedades de una transacción; el nivel de coordinación puede ser "cometimiento", "cometimiento de una fase" o "ninguno".

3.2.13 diálogo coordinado; el diálogo está coordinado: Diálogo que está teniendo un nivel de coordinación para "cometimiento" o "cometimiento de una fase".

NOTA – Un diálogo que soporta ramas de transacción encadenadas siempre está coordinado y un diálogo que soporta ramas de transacción no encadenadas está coordinado únicamente cuando soporta una rama de transacción.

- 3.2.14 diálogo:** La relación entre dos TPSUI que comunican entre sí. El iniciador del diálogo es el superior y el recipiente es el subordinado.
- 3.2.15 árbol de diálogo:** Un árbol constituido por TPSUI que constituyen las entidades con diálogos que son las relaciones entre ellas.
- 3.2.16 transacción distribuida:** Una transacción de la que es posible llevar a cabo algunas partes en más de un sistema abierto.
- 3.2.17 procedimiento de cometimiento dinámico:** Procedimientos de cometimiento de dos fases sin las limitaciones de los procedimientos de cometimiento estático; dependiendo de controles opcionales, el coordinador de cometimiento puede ser un nodo predeterminado en el árbol de transacción (no necesariamente la raíz) o puede estar determinado de forma dinámica.
- 3.2.18 señal salida anticipada:** Disposición de un nodo a un superior de que este nodo y su subárbol no pueden hacer ninguna contribución al trabajo de la transacción de manera que se elimina su participación en la transacción; las condiciones son que los datos vinculados de este nodo no hayan sido alterados por la transacción, que se hayan recibido las señales sólo lectura o salida anticipada desde todos los subordinados en el nodo en el árbol de transacción, si existen, y que no se requiera informe del resultado de la transacción.
- 3.2.19 riesgo heurístico:** La condición que surge cuando, como resultado del fallo de la comunicación con un subordinado, los datos ligados del subárbol del subordinado están en un estado desconocido.
- 3.2.20 mezcla heurística:** La condición que surge cuando, como consecuencia de una o más decisiones heurísticas que se han tomado, los datos ligados de la transacción están en un estado inconsistente.
- 3.2.21 intermedio:** Una entidad en un árbol que tiene un superior y uno o más subordinados.
- 3.2.22 hoja:** Una entidad en un árbol que tiene un superior y ningún subordinado.
- 3.2.23 recurso local:** Un recurso que es residente en el mismo sistema abierto real en que reside el peticionario del recurso, o un recurso que es gestionado por una entidad que reside en el mismo sistema abierto real que el peticionario del recurso.
- 3.2.24 registro de log-commit:** Una anotación escrita en el registro cronológico de recuperación que refleja la decisión de la transacción de cometer.
- 3.2.25 registro de log-damage:** Una anotación escrita en el registro cronológico de recuperación que refleja el actual estado inconsistente de datos ligados en el subárbol.
- 3.2.26 registro de log-heuristic:** Una anotación escrita en el registro cronológico de recuperación que refleja la decisión heurística del nodo.
- 3.2.27 registro de log-ready:** Una anotación escrita en el registro cronológico de recuperación que refleja la información necesaria para la recuperación y que los datos de vinculación de este nodo están listos para cometimiento y, si existe más de un vecino en el árbol de transacción, que se ha recibido una señal dispuesto, una señal una fase o una señal sólo lectura o de salida anticipada desde todos los vecinos menos uno en el árbol de transacción.
- 3.2.28 datos de larga vida:** Datos a los que se accede y que se manipulan mediante una TPSUI dentro del ámbito de una transacción soportada por un proveedor o de una transacción soportada por una aplicación pero para la cual toma la responsabilidad la TPSUI para su recuperación en el caso de fallos.
- NOTA – "Datos de larga vida" no son "datos de vinculación", y viceversa.
- 3.2.29 vecino:** Una entidad que tiene una relación directa con otra entidad.
- NOTA – Por lo tanto un subordinado y su superior son vecinos, el uno del otro.
- 3.2.30 nodo:** Una TPSUI junto con su TPPM.
- 3.2.31 colisión de nodo:** Un fallo del nodo (es decir TPPM y TPSUI) o del entorno local que soporta al nodo tal que se abortan los diálogos y se pueden perder todos los datos que no se han almacenado en una memoria segura.
- 3.2.32 señal una fase:** Declaración desde un nodo a un vecino de que este nodo no tiene datos de vinculación (en el sentido estricto definido por CCR) y de que se han recibido señales sólo lectura o de salida anticipada o una fase desde todos los vecinos en el árbol de transacción, si existe alguno.
- 3.2.33 modo de control polarizado:** Un modo de comunicación a través de un diálogo en el que sólo una TPSUI participante en el diálogo está autorizada a ejercer el control en cada momento.

3.2.34 máquina de protocolo (PM, *protocol machine*): Un término genérico para referirse a una máquina de protocolo de procesamiento de transacción o a una máquina de protocolo de canal.

3.2.35 transacción distribuida soportada por el proveedor: Una transacción en la que el proveedor del servicio OSI TP es responsable del mantenimiento de las propiedades ACID.

3.2.36 señal sólo lectura: Declaración desde un nodo a un superior de que la transacción no ha modificado los datos de vinculación, de que se han recibido señales sólo de lectura o salida anticipada desde todos los nodos subordinados, si existe alguno, y de que no se precisa informe del resultado de la transacción.

3.2.37 señal dispuesto: Declaración desde un nodo (a un vecino) de que se ha escrito un registro de log-ready. El vecino al que se envía la señal es el vecino (si hay más de uno) que no ha enviado una señal dispuesto o una señal una fase o una señal sólo lectura o una señal salida anticipada cuando se escribió el registro de log-ready.

NOTA – Por lo tanto la señal dispuesto excluye la señal sólo lectura o la señal una fase o la señal salida anticipada.

3.2.38 estado listo para cometimiento: Un estado de datos vinculados en el que, hasta que se haya terminado la transacción por cometimiento o restitución, los datos ligados pueden ser liberados en su estado inicial o final.

3.2.39 recuperación: Acción ejecutada tras un fallo para eliminar las consecuencias no deseadas del fallo.

3.2.40 registro cronológico de recuperación: Un repositorio en almacenamiento seguro (o securizado) utilizado para registrar datos e información de estado a efectos de re arranque y recuperación.

3.2.41 recurso distante: Un recurso que reside en un sistema abierto real diferente del sistema abierto real que hace la petición de recursos.

3.2.42 recurso: Datos y capacidades de procesamiento necesarios para que una TPSUI lleve a cabo la parte de una transacción de la que es responsable.

3.2.43 restitución, restitución de transacción: Compleción de una transacción con la liberación de datos ligados en el estado inicial.

NOTA – Los términos "cometimiento" y "restitución" tienen un alcance diferente del definido en la Rec. UIT-T X.851 | ISO/CEI 9804. Esta Recomendación e ISO/CEI 10026-1 tratan el cometimiento y la restitución de una transacción completa, en tanto que la Rec. UIT-T X.851 | ISO/CEI 9804 se refiere al cometimiento y a la restitución de una sola rama de acción atómica.

3.2.44 raíz: Entidad única en un árbol que no tiene superior y que tiene uno o más subordinados.

3.2.45 almacenamiento seguro (o securizado): Un lugar no volátil fiable en el que la información almacenada sobrevive a cualquier tipo de fallo recuperable dentro del sistema abierto real.

3.2.46 modo de control compartido: Un modo de comunicación a través de un diálogo en el que las dos TPSUI participantes en el diálogo ejercen el control.

3.2.47 procedimientos de cometimiento estático: Procedimientos de cometimiento de dos fases limitados de manera que la decisión de cometer se realiza en la raíz del árbol de transacción y se propaga por el árbol.

NOTA – Es equivalente a los procedimientos de cometimientos de las Recomendaciones UIT-T de la serie X.860 (1992) | ISO/CEI 10026:1992 e ISO/CEI 10026:1995.

3.2.48 subordinado: Entidad que acepta una relación (de un superior).

3.2.49 subárbol de subordinado: El subárbol de un nodo subordinado.

3.2.50 subárbol: Un subconjunto de un árbol. El subárbol de un determinado nodo contiene:

- a) el propio nodo, llamado nodo raíz del subárbol; y
- b) los subárboles de cada nodo subordinado del nodo raíz del subárbol, recursivamente.

Un nodo hoja es su propio subárbol.

3.2.51 superior: La entidad que inicia una relación.

3.2.52 transacción: Un conjunto de operaciones conexas caracterizadas por cuatro propiedades: atomicidad, consistencia, aislamiento y durabilidad. Una transacción queda identificada unívocamente por un identificador de transacción.

NOTA – Por razones de brevedad, el término "transacción" se utiliza como sinónimo del término "transacción distribuida soportada por el proveedor", desde 7.8 en adelante.

3.2.53 rama de transacción: La porción de una transacción distribuida realizada por un par de TPSUI que comparten un diálogo.

NOTA – Por razones de brevedad, el término "rama de transacción" se utiliza como sinónimo de la frase "rama de transacción distribuida soportada por el proveedor", desde 7.8 en adelante.

3.2.54 identificador de rama de transacción: Un identificador inequívoco para una rama específica de una transacción específica.

3.2.55 datos de transacción: Datos a los que accede y manipula la TPSUI en el ámbito de la transacción (ya sea una transacción soportada por el proveedor o una transacción soportada por la aplicación); los datos de transacción son "datos ligados" o "datos de larga vida".

3.2.56 región interior de transacción: La región interior de transacción del nodo B visto desde el nodo A es el nodo B junto con la región interior de la transacción (vista desde el nodo B) de todos los nodos vecinos del B excepto el A que estén participando o hayan participado en la transacción vigente en una rama de transacción con B.

NOTA – Los nodos que ya no participan en la transacción debido a que no han señalado sólo lectura o salida anticipada siguen formando parte de la región interior de transacción hasta que termine la transacción.

3.2.57 identificador de transacción: Un identificador globalmente inequívoco para una transacción específica.

3.2.58 registración (cronológica) de transacción: La registración de información de estado y de datos de nodo en un registro (cronológico) de recuperación.

3.2.59 elemento de servicio de aplicación de procesamiento de transacción (TPASE, *transaction processing application service element*): La parte de una máquina de protocolo de procesamiento de transacción (TPPM) que maneja el protocolo OSI TP en una sola asociación de aplicación.

3.2.60 máquina de protocolo de procesamiento de transacción (TPPM, *transaction processing protocol machine*): El proveedor del servicio OSI TP para exactamente una TPSUI. Una TPPM maneja el protocolo TP en todas las asociaciones que hayan sido empleadas para la actividad de su TPSUI.

3.2.61 proveedor del servicio de procesamiento de transacción (TPSP, *transaction processing service provider*): El proveedor del servicio OSI TP. El TPSP presta el servicio OSI TP a todas las TPSUI que intervienen en un determinado árbol de diálogo. El TPSP abarca varias invocaciones de proceso de aplicación (API) y es la visión conceptual del servicio OSI TP como un todo.

3.2.62 usuario del servicio de procesamiento de transacción (TPSU, *transaction processing service user*): Un usuario del servicio OSI TP: se refiere a un conjunto específico de capacidades de procesamiento dentro de un proceso de aplicación.

3.2.63 invocación de TPSU (TPSUI, *TPSU invocation*): Una instancia particular de un TPSU que realiza funciones para una ocasión específica de procesamiento de información.

3.2.64 título TPSU: Un nombre, inequívoco en el ámbito del proceso de aplicación que incluya al TPSU, que indica un TPSU determinado. El título TPSU implica el tipo de procesamiento (capacidades) de este TPSU.

3.2.65 recuperación de transacción: Acción ejecutada después de un fallo para poner todos los datos ligados de esa transacción en un estado consistente.

3.2.66 árbol de transacción: Un árbol con nodos que constituyen las entidades, y ramas de entidades que forman la relación entre ellas.

3.2.67 árbol: Un conjunto de entidades unidas dispuestas en una estructura jerárquica y conectadas mediante relaciones.

3.2.68 secuencia no encadenada (o no concatenada): Una secuencia de ramas de transacción no contiguas (soportadas por el proveedor), en el mismo diálogo, destinadas a alcanzar un objetivo común.

3.2.69 diálogo no coordinado; el diálogo no está coordinado: Un diálogo que tiene un nivel de coordinación "ninguno".

3.2.70 ASE de usuario: Un ASE específico a aplicación.

4 Abreviaturas

En esta Recomendación se utilizan las siguientes siglas:

ACID	Atomicidad, consistencia, aislamiento y durabilidad (<i>atomicity, consistency, isolation, and durability</i>)
ACSE	Elemento de servicio de control de asociación (<i>association control service element</i>)
AE	Entidad de aplicación (<i>application-entity</i>)
AEI	Invocación de entidad de aplicación (<i>application-entity invocation</i>)
ALS	Estructura de capa aplicación (<i>application layer structure</i>)
AP	Proceso de aplicación (<i>application-process</i>)
APDU	Unidad de datos del protocolo de aplicación (<i>application-protocol-data-unit</i>)
API	Invocación del proceso de aplicación (<i>application-process invocation</i>)
ASE	Elemento de servicio de aplicación (<i>application service element</i>)
CCR	Cometimiento (o comprometimiento), concurrencia y recuperación (<i>commitment, concurrency, and recovery</i>)
CPM	Máquina de protocolo de canal (<i>channel protocol machine</i>)
MACF	Función de control de asociación múltiple (<i>multiple association control function</i>)
OSI	Interconexión de sistemas abiertos (<i>open systems interconnection</i>)
OSIE	Entorno de interconexión de sistemas abiertos (<i>open systems interconnection environment</i>)
PICS	Enunciado de conformidad de implementación de protocolo (<i>protocol implementation conformance statement</i>)
PM	Máquina de protocolo (una TPPM o una CPM) [<i>protocol machine (either a TPPM or a CPM)</i>]
PSAP	Punto de acceso al servicio de presentación (<i>presentation service access point</i>)
PSDU	Unidad de datos de servicio de presentación (<i>presentation-service-data-unit</i>)
RDA	Acceso a base de datos a distancia (<i>remote database access</i>)
ROSE	Elemento de servicio de operaciones a distancia (<i>remote operations service element</i>)
SACF	Función individual de control de asociación (<i>single association control function</i>)
SAO	Objeto de asociación simple (<i>single association object</i>)
TP	Procesamiento de transacción (<i>transaction processing</i>)
TPASE	Elemento de servicio de aplicación de procesamiento de transacción (<i>transaction processing application service element</i>)
TPPM	Máquina de protocolo de procesamiento de transacción (<i>transaction processing protocol machine</i>)
TPSP	Proveedor de servicio de procesamiento de transacción (<i>transaction processing service provider</i>)
TPSU	Usuario de servicio de procesamiento de transacción (<i>transaction processing service user</i>)
TPSUI	Invocación de usuario de servicio de procesamiento de transacción (<i>transaction processing service user invocation</i>)
U-ASE	Elemento de servicio de aplicación de usuario (<i>user-application service element</i>)

5 Convenios

Esta Recomendación se guía por los convenios discutidos en la Rec. UIT-T X.210 | ISO/CEI 10731, en la medida en que son aplicables al servicio OSI TP.

6 Requisitos

6.1 Introducción

En esta cláusula se resumen los requisitos para OSI TP. Se incluyen tanto los requisitos que son tratados por esta Recomendación como los que no han sido tratados y quedan en estudio. Estos últimos requisitos son candidatos a una ulterior normalización.

6.2 Requisitos de los usuarios

Para satisfacer las necesidades de los usuarios, la presente Recomendación:

- a) define procedimientos que soportan transacciones distribuidas, tal como se describe en 7.2. Estos procedimientos:
 - 1) permiten organizar una transacción distribuida en un árbol de transacción;
 - 2) proporcionan coordinación multipartita (parte de la cual es un cometimiento multipartito), incluyendo recursos locales;
 - 3) permiten la restauración a un estado consistente, tras un fallo, del estado/contexto de una transacción distribuida y de datos ligados;
 - 4) permiten la detección de la incapacidad de una transacción distribuida para conseguir las propiedades ACID;
 - 5) permiten rearrancar una transacción distribuida tras una restauración con éxito del estado; y
 - 6) indican el estado de compleción de una transacción;
- b) facilitan la delimitación de una secuencia de transacciones relacionadas lógicamente;
- c) permiten la agrupación de TPSU dentro de un proceso de aplicación;
- d) tienen en cuenta uno o más de los siguientes requisitos de seguridad:

NOTA – La disposición relativa a la seguridad queda para una normalización ulterior en forma de enmienda.

 - 1) control de acceso: ha de ser posible soportar múltiples políticas de control de acceso. Deberán incluirse, por lo menos, los tipos descritos en la Rec. X.800 del CCITT | ISO 7498-2 (impuestos por la Administración y seleccionable dinámicamente, basados en regla y basados en identidad);
 - 2) granularidad del control de acceso: ha de ser posible clasificar los objetos OSI TP en grupos, para simplificar la especificación de control de acceso y tener en cuenta la distribución de la base de datos de autorización. Esa clasificación debe buscar la optimización y no la sustitución de las actividades individuales de auditoría;
 - 3) autenticación entre:
 - i) TPSUI correspondientes;
 - ii) TPPM;
 - iii) AEI; y
 - iv) TPSUI y TPPM. Esto, no obstante, se considera que es un asunto local;
 - 4) no-repudio: en evitación de que se niegue el haber participado en una transacción o un diálogo específicos;
 - 5) confidencialidad: en evitación de recepción no autorizada de una parte o de toda la información intercambiada dentro de un árbol de diálogo;
 - 6) integridad: para detectar cambios no autorizados de una parte o de toda la información intercambiada dentro de un árbol de diálogo; y
 - 7) auditoría: para registrar sucesos de seguridad significativos que ocurran dentro de un árbol de diálogo;
- e) permiten la prueba de conformancia del protocolo definido por la Rec. UIT-T X.862 | ISO/CEI 10026-3 y estipular claramente los requisitos de conformancia estática (mediante el PICS definido en la Rec. UIT-T X.863 | ISO/CEI 10026-4).

6.3 Requisitos de modelación

El modelo OSI TP proporciona un modelo de procesamiento de transacción distribuida y los mecanismos de comunicaciones para soportarlo, que son consistentes con la arquitectura OSI definida en la Rec. UIT-T X.200 | ISO/CEI 7498-1 e ISO/CEI 9545, y que tratan los siguientes requisitos:

- a) definición de mecanismos para dividir en transacciones las interacciones entre procesos de aplicación de dos o más sistemas abiertos. En particular, estos mecanismos facilitan:
 - 1) indicación del estatus de compleción de una transacción;
 - 2) soporte de transacciones que no requieren el mecanismo completo de cometimiento distribuido para asegurar las propiedades ACID: la aplicación es responsable de asegurar las propiedades ACID; y
 - 3) flexibilidad para armonizar la elección del método de transferencia de datos con la semántica de la transacción;
- b) especificación de mecanismos para utilizar los servicios de capa presentación;
- c) procedimientos que tengan un rendimiento y una eficiencia aceptables; y
- d) procedimientos que respondan una amplia variedad de necesidades (transacciones cortas o largas, sencillas o complejas).

NOTA – Algunos de estos procedimientos son candidatos a ulterior normalización.

6.4 Requisitos que deben satisfacer el servicio y el protocolo OSI TP

El servicio y el protocolo OSI TP ofrecen:

- a) flexibilidad para el manejo de condiciones de carga cambiantes;
- b) soporte eficiente de las operaciones en condiciones altas, bajas o en ráfaga;
- c) tratamiento eficiente de APDU cortas;
- d) tiempo de respuesta aceptable para los usuarios;
- e) resiliencia a los fallos, incluyendo los medios de recuperación y rearranque del procesamiento, una vez que las averías hayan sido corregidas o superadas de otra forma;
- f) utilización óptima de recursos; y
- g) minimización de la dependencia del control de recursos locales con respecto a las comunicaciones.

Para satisfacer estos requisitos, el protocolo OSI TP:

- a) optimiza el uso del servicio de la capa presentación;
- b) minimiza la tara de comunicación requerida para cada transacción; en particular, el protocolo OSI TP limita el número de idas y retornos que necesitan los protocolos de comunicación de modo que no sea superior al número de idas y retornos exigido por la semántica de la aplicación;
- c) optimiza las operaciones en función de las necesidades del procesamiento de transacciones de alto volumen; y
- d) optimiza las operaciones en función de las necesidades del caso normal más bien que en función de las de los casos excepcionales.

7 Conceptos de TP distribuida

7.1 Transacción

Una transacción es un conjunto de operaciones conexas, caracterizadas por cuatro propiedades: atomicidad, consistencia, aislamiento y durabilidad.

7.2 Transacción distribuida

Una transacción que abarca más de un sistema abierto se llama transacción distribuida.

Una transacción distribuida consta de por lo menos tantas partes como sistemas abiertos participan en ella. Dentro de cada sistema abierto, una parte de la transacción distribuida se relaciona con una entidad llamada usuario de servicio TP (TPSU).

El TPSU es el usuario del servicio OSI TP. Se refiere a un conjunto específico de capacidades de procesamiento dentro de un proceso de aplicación. En cualquier proceso de aplicación dado puede haber cero, uno o más TPSU.

NOTA – Un TPSU puede estar a su vez distribuido en un proceso de aplicación. Esta Recomendación no excluye semejante refinamiento, pero no lo discute porque la distribución dentro de un sistema abierto está fuera del alcance de OSI.

Una invocación de TPSU (TPSUI) modela, desde la perspectiva del OSIE, una instancia particular de un TPSU, dentro de una invocación de proceso de aplicación, realizando funciones para una ocasión específica de procesamiento de información.

Para mantener las cuatro propiedades de transacciones se requiere la coordinación entre las TPSUI que efectúan una transacción distribuida. Dicha coordinación requiere comunicación entre TPSUI.

7.3 Datos de transacción y nivel de coordinación

Una TPSUI puede manipular datos en el ámbito de una transacción y situar estos datos en su estado final o en su estado inicial en función de si la transacción realiza un cometimiento o una restitución. Este tipo de datos se denominan datos de transacción.

El mecanismo que se utiliza para coordinar el resultado de una transacción se determina mediante el nivel de coordinación. Se soportan tres niveles de coordinación para su utilización por la TPSUI:

- "cometimiento" cuando el TPSP es responsable de la demarcación de transacción y de la información del resultado de la transacción, incluso cuando aparecen fallos durante la terminación de la transacción; el TPSP utiliza un mecanismo de cometimiento de dos fases para soportar este nivel de coordinación;
- "cometimiento de una fase" cuando el TPSP es responsable de la demarcación de transacciones y de la información del resultado de la transacción, salvo cuando aparecen fallos durante la terminación de la transacción; entonces es responsabilidad de la TPSUI determinar el resultado y cualquier recuperación necesaria por medios distintos de los mecanismos proporcionados por el TP; o
- "ninguno" cuando la TPSUI es responsable de la demarcación de transacción y de cualquier recuperación necesaria.

Durante una transacción, la TPSUI puede manipular datos de transacción. Los datos de transacción que estén protegidos mediante la utilización del nivel de coordinación "cometimiento" se denominan datos ligados (según se define en Rec. UIT-T X.851 | ISO/CEI 9804). Los datos de transacción que estén protegidos por medios de aplicación se denominan "datos de larga vida". El cuadro 1 muestra las combinaciones permitidas de datos de transacción y de niveles de coordinación.

Cuadro 1/X.860 – Combinaciones permitidas de datos de transacción y de niveles de coordinación

Datos de transacción	Nivel de coordinación		
	Cometimiento	Cometimiento de una fase	Ninguno
Datos ligados	Sí	No	No
Datos de larga vida	Sí	Sí	Sí
NOTA – Los mecanismos, si existen, necesarios para mantener las propiedades ACID para datos de larga vida se encuentran fuera del ámbito de la presente Recomendación.			

7.4 Relaciones de árbol

En la presente especificación, un árbol es un conjunto de entidades unidas dispuestas en una estructura jerárquica y conectadas mediante relaciones. Dos entidades que están unidas mediante una relación son vecinos. Una relación individual define funciones para los dos vecinos:

- el superior de la relación es la entidad que la inició;
- el subordinado de la relación es la entidad que la aceptó.

Cada entidad sólo puede tener un superior; una entidad que ya se encuentra en un árbol no se puede unir a otro árbol. Por lo tanto un árbol no tiene ningún lazo.

7.5 Diálogo

Las TPSUI se comunican entre sí en una relación de par a par; esa relación de par a par entre dos TPSUI se llama un diálogo.

En un diálogo, las TPSUI pueden comunicar con los fines siguientes:

- a) transferencia de datos;
- b) notificación de error;
- c) iniciación y terminación de una transacción;
- d) terminación ordenada o abrupta de su diálogo; y
- e) actividades de toma de contacto.

Los diálogos pueden ser controlados de dos modos:

- a) control polarizado, cuando sólo una TPSUI tiene el control del diálogo en cada momento; y
- b) control compartido, cuando ambas TPSUI tienen el control del diálogo simultáneamente.

En el modo de control polarizado, una TPSUI necesita tener el control del diálogo para iniciar una petición que no sea:

- a) una petición de notificación de error;
- b) una petición de restitución de una transacción;
- c) una petición de salida anticipada;
- d) una petición de terminación abrupta del diálogo; y
- e) una petición del control.

7.6 Árbol de diálogo

Un árbol de diálogo es un árbol cuyas entidades son TPSUI y los diálogos son relaciones entre entidades. El objeto del árbol de diálogo es soportar una secuencia de una o más transacciones.

Dentro del árbol de diálogo, la TPSUI que establece el diálogo es el superior directo de la TPSUI con la que se establece el diálogo. La TPSUI con la que se establece el diálogo es el subordinado directo de la TPSUI superior adyacente.

La TPSUI en el árbol de diálogo que no tiene superior se llama TPSUI raíz. Una TPSUI que no tiene subordinado se llama TPSUI hoja. Una TPSUI que tiene un superior y por lo menos un subordinado se llama TPSUI intermedia.

7.7 Rama de transacción

Cuando se le pida, el TPSP proporciona a las TPSUI un servicio de cometimiento para uso en un diálogo determinado. El valor del nivel de coordinación determina si el servicio de cometimiento cuando existe, es utilizado en ese diálogo por las TPSUI:

- a) "cometimiento" cuando el servicio de cometimiento de dos fases es utilizado por la TPSUI;
- b) "cometimiento de una fase" cuando el servicio de cometimiento de una fase es utilizado por las TPSUI; o
- c) "ninguno" en otro caso cuando las TPSUI no utilizan servicio de cometimiento.

La porción de una transacción distribuida efectuada por un par de TPSUI que comparten un diálogo se llama rama de transacción.

Hay dos géneros básicos de ramas de transacción en relación con la división de responsabilidades entre el TPSP y las TPSUI:

- a) ramas de transacción soportadas por aplicación: ramas de transacción que operan sobre un diálogo con un nivel de coordinación igual a "none".

En el caso de ramas de transacción soportadas por aplicación, la TPSUI es responsable del mantenimiento de las propiedades ACID, la recuperación y la delineación de ramas de transacción.

El TPSP proporciona acceso únicamente a los servicios de transferencia de datos, notificación de errores y control de diálogo y no está al corriente del comienzo o la compleción de ramas de transacción soportadas por aplicación; y

- b) ramas de transacción soportadas por proveedor: ramas de transacción que operan sobre un diálogo con nivel de coordinación igual a "cometimiento" o "cometimiento de una fase".

En el caso de ramas de transacción soportadas por proveedor con nivel de coordinación igual a "cometimiento", el TPSP es responsable de la coordinación del mantenimiento de las propiedades ACID (haciendo uso por tanto de identificadores de transacción globalmente inequívocos, cometimiento, etc.), de la recuperación y la delineación de ramas de transacción, así como de la provisión de acceso a los servicios restantes.

En el caso de ramas de transacción soportadas por proveedor con nivel de coordinación igual a "cometimiento de una fase", el TPSUI superior declara que no tendrá datos ligados y que no precisa información fiable del resultado de la transacción. El TPSP es responsable de la delineación de ramas de transacción y de información del resultado de transacción a la TPSUI superior en ausencia de fallos.

Por razón de brevedad, en lugar del término "rama de transacción soportada por proveedor" se utilizará el término abreviado "rama de transacción". Cuando haga falta, se utilizará explícitamente el término "rama de transacción soportada por aplicación".

7.8 Árbol de transacción

Un árbol de transacción es un árbol cuyos nodos (TPSUI y sus TPPM) constituyen las entidades cuyas ramas de transacción forman la relación entre las entidades. El objeto del árbol de transacción es soportar una transacción.

Un árbol de transacción está formado sobre un árbol de diálogo existente. Es decir, los nodos de un árbol de transacción son los de un árbol de diálogo existente. Un árbol se extiende sobre una parte conectada del árbol de diálogo. Dentro de un árbol de transacción, la TPSUI que inicia la rama de transacción se llama el superior directo de la TPSUI con la que se está estableciendo la rama de transacción. La TPSUI con la que se está estableciendo la transacción se llama el subordinado directo de la TPSUI superior adyacente.

La TPSUI del árbol de transacciones que no tiene superior se llama la TPSUI raíz. Una TPSUI que no tenga subordinado se llama una TPSUI hoja. Una TPSUI que tenga un superior y por lo menos un subordinado se llama TPSUI intermedia.

Si se toma una decisión de cometimiento en un árbol de transacción, el TPSP garantiza que todos los servicios relacionados con la transferencia de datos entre las TPSUI, notificación de errores y actividades de toma de contacto, se han realizado con éxito en todas las ramas de transacción con el modo de control polarizado seleccionado.

7.9 Canal

Es necesario que durante la recuperación, las AEI comuniquen directamente entre sí, sin la participación de ninguna TPSUI. Este requisito se satisface mediante canales; un canal se modela como una relación sobre una asociación; su objeto es recuperar una o más ramas de transacción.

Un canal se establece entre dos AEI sobre una asociación existente o una que se haya establecido específicamente para este fin. Los canales los establece y los termina una máquina de protocolo de canal (CPM). Las CPM de dos sistemas pares pueden establecer entre ellas uno o más canales a efectos de recuperación.

Un canal tiene las siguientes propiedades:

- a) no es directamente visible por las TPSUI. No hay, por tanto, primitivas OSI TP referentes a canales en el servicio OSI TP; y
- b) una CPM asigna un canal a una TPPM para fines de recuperación.

A efectos de recuperación, los canales son modelados como si se utilizaran para recuperar una por una las ramas de transacción.

7.10 Toma de contacto

Es posible que las TPSUI tengan que sincronizar sus actividades para alcanzar un punto de procesamiento fijado por mutuo acuerdo. Las semánticas de dicho punto de procesamiento dependen de la aplicación.

Cuando se le pida, el TPSP proporciona a las TPSUI un servicio de toma de contacto, disponible mientras dure el diálogo, como instrumento para estructurar la aplicación, independientemente del modo en que puedan controlarse los diálogos.

7.11 Región interior

7.11.1 Región interior de transacción

Un árbol de transacción se construye como se describe en 7.8. Una región interior de transacción es una región en el árbol de transacción vista desde la perspectiva de un determinado nodo en una determinada dirección.

La figura 1 representa un árbol de transacción en el que el nodo F ha salido de la transacción antes de la finalización de la transacción (por ejemplo el nodo F señaló sólo lectura o salida anticipada al nodo E), entonces la región interior de transacción del nodo A vista desde el nodo B está constituida por los nodos A, E y F.

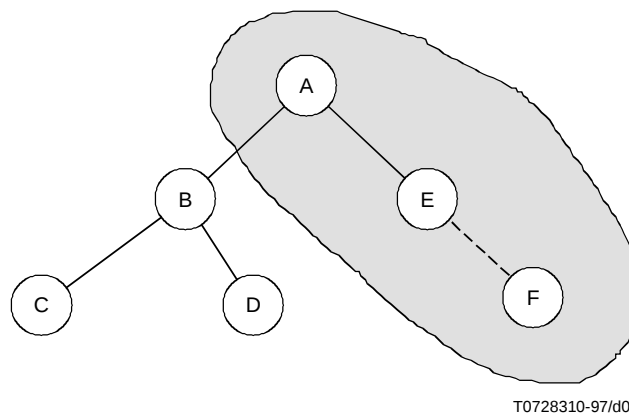


Figura 1/X.860 – Región interior de transacción del nodo A vista desde el nodo B

7.11.2 Región interior de cometimiento

La región interior de cometimiento de un nodo está constituida por un conjunto de nodos en el árbol de transacción que incluye los nodos vecinos desde los que se han recibido señales dispuesto; y las regiones internas de cometimiento de aquellos nodos vecinos y así sucesivamente. Por lo tanto en el ejemplo anterior, si:

- 1) el nodo F señala sólo lectura al nodo E;
- 2) el nodo E señala dispuesto al nodo A; y
- 3) el nodo A señala dispuesto al nodo B;

entonces la región interior de cometimiento del nodo B está constituida por los nodos A y E pero no por el nodo F.

NOTA – Con los procedimientos de cometimiento estático de dos fases y sin utilizar sólo lectura o salida anticipada o cometimiento de una fase, la región interior de cometimiento de un nodo será idéntica al subárbol de transacción del nodo.

8 Modelo del servicio OSI TP

8.1 Naturaleza del servicio OSI TP

El término servicio OSI TP se relaciona con el servicio proporcionado por el TPSP y utilizado por las TPSUI.

Con el servicio OSI TP están asociadas las siguientes funciones:

- a) establecimiento, mantenimiento y terminación del diálogo entre dos TPSUI. El servicio OSI TP:
 - 1) permite la selección de un TPSUI tomado de un conjunto de TPSU. El título TPSU (TPSU-title) sirve a tal efecto;
 - 2) asegura que los atributos solicitados por la TPSUI iniciadora son compatibles con los de la TPSUI recibiente. Siendo así, el diálogo se establece entre una nueva invocación del TPSU solicitado y la TPSUI iniciadora; y

NOTA – Desde la perspectiva del OSIE, una "nueva invocación" quiere decir una invocación de TPSU que no se halla en esos momentos en el OSIE. El determinar si la "nueva invocación" se hace corresponder, en un sistema real abierto, a una nueva instancia del TPSU o a una antigua instancia que se está reutilizando, es un asunto local.

- 3) proporciona medios a ambas TPSUI para que interactúen, accedan a recursos distantes y, posiblemente los incluyan en una transacción;
- b) de conformidad con el nivel de coordinación seleccionado la coordinación global de los recursos, de manera fiable, para terminar con o sin éxito una transacción. Así se logra un estado consistente de los recursos, excepto quizá cuando se toman decisiones heurísticas: las propiedades ACID se aplican a la totalidad de la transacción, en particular a los recursos distantes y locales.

Para permitir el control y la gestión de recursos locales por el TPSP, la TPSUI o ambos, la coordinación de los recursos puede situarse totalmente dentro del TPSP o puede ser compartida entre el TPSP y la TPSUI. En este segundo caso, la TPSUI recoge la información conexas de una parte o la totalidad de sus recursos locales y controla el cometimiento o la restitución subsiguientes de estos recursos locales según lo decida el TPSP.

El servicio OSI TP:

- 1) comprende las disposiciones necesarias para coordinar todos los recursos distantes de modo que se asegure la aplicación de las propiedades ACID: a la terminación de una transacción, el TPSP se encarga de coordinar el cometimiento o la restitución correctos de todo el conjunto de recursos distantes; y
- 2) da la posibilidad de incluir recursos locales en la terminación de la transacción. Según la compartición entre el TPSP y las TPSUI:
 - i) el TPSP incluye los recursos locales junto con los recursos distantes en la terminación de la transacción; o
 - ii) el TPSP proporciona toda la información requerida por las TPSUI para incluir correctamente (otros) recursos locales, de tal modo que las reglas ACID puedan aplicarse a los recursos.

El TPSP garantiza, mediante la ejecución del protocolo apropiado, que todos los recursos cumplen las propiedades ACID. El TPSP incluye, en particular, mecanismos de recuperación apropiados para restablecer un estado consistente de todos los recursos después de un fallo y reanudar procesamiento de la transacción tras el restablecimiento de un estado consistente de todos los recursos, cuando sea posible.

8.2 Reglas para árboles de diálogo

8.2.1 Crecimiento de árboles de diálogo

Una TPSUI puede activar TPSUI distantes para ejecutar partes de una transacción distribuida; esto se logra haciendo que el sistema abierto distante invoque una TPSUI nueva y estableciendo a continuación un diálogo con ella (véanse también 8.2.3 y 8.4.1). Es así como se une un nuevo diálogo al árbol de diálogo.

NOTA – Desde la perspectiva del OSIE, una "nueva invocación" quiere decir una invocación de TPSU que no se halla en esos momentos en el OSIE. El determinar si la "nueva invocación" se hace corresponder, en un sistema real abierto, a una nueva instancia del TPSU o a una antigua instancia que se está reutilizando, es un asunto local.

Al establecerse el diálogo se especifican los atributos del diálogo que indican el tipo de procesamiento de transacción que se ha de efectuar. Dichos atributos determinan el subconjunto de facilidades de comunicación a seleccionar en ese diálogo. Pueden comprender:

- a) el modo de control polarizado o el modo de control compartido;
- b) el servicio de toma de contacto; y
- c) el servicio de cometimiento de dos fases o de una fase.

A un árbol de diálogo se le puede agregar en cualquier momento un diálogo no coordinado (con un nivel de coordinación inicial de "none"). Un diálogo coordinado (con un nivel de coordinación de "commitment" o de "one-phase commitment") sólo puede agregarse cuando se permite comenzar una transacción o añadir una rama de transacción a la transacción actual.

Una TPSUI puede establecer diálogos con una o más TPSUI subordinadas. Sin embargo, dos TPSUI comparten como máximo un solo diálogo. La comunicación puede tener lugar en algunos o en todos los diálogos de una TPSUI al mismo tiempo. Todos los diálogos de una TPSUI pertenecen al mismo árbol de diálogo.

8.2.2 Poda de árboles de diálogo

Dos TPSUI que no tengan ya necesidad de comunicar entre sí pueden terminar su diálogo. Pueden hacerlo en cualquier momento siempre que se aseguren de que se siguen manteniendo las cuatro propiedades ACID.

Un diálogo puede terminar normalmente si, y solamente si, no hay rama de transacción en curso en ese diálogo. La terminación del diálogo es posible cuando:

- a) el nivel de coordinación es "none"; o
- b) la rama de transacción actual ha terminado, y la siguiente no ha comenzado todavía.

La terminación del diálogo también puede producirse por fallo de comunicación o desplome de nodo. En este caso, la correspondiente rama de transacción puede terminar con el diálogo.

Cuando un diálogo entre dos TPSUI se termina, los diálogos en el subárbol de la TPSUI subordinada no tienen que terminarse necesariamente. Por ello, puede crearse un nuevo árbol de diálogo, que anteriormente haya formado parte de un árbol de diálogo ya establecido. El nuevo árbol de diálogo es independiente del árbol de diálogo del que procede. El nodo intermedio, cuyo diálogo con el superior ha terminado, pasa a ser la raíz del nuevo árbol de diálogo.

El árbol de diálogo cambia a medida que se establecen y terminan diálogos.

8.2.3 Soporte de árboles de diálogo

El diálogo entre dos TPSUI es soportado en cada momento por una asociación de aplicación simple.

Cuando un diálogo está relacionado con una asociación de aplicación existe en cualquier momento dado una correspondencia biunívoca entre ambos. Sin embargo, es posible distinguir entre el tiempo de vida de un diálogo y el de una asociación de aplicación dado que el tiempo de vida de una asociación de aplicación puede abarcar el de uno o más diálogos.

El servicio OSI TP no constriñe el establecimiento ni la existencia de asociaciones de aplicación. En particular, éstas no están constreñidas a un árbol u otra estructura topológica entre AEI. Por ello se considera que forman un gráfico de sistemas abiertos interconectados.

Para poder soportar un diálogo, una asociación de aplicación tiene que haber sido establecida:

- a) entre las AEI que satisfacen las exigencias de comunicación de los TPSU relacionados con el diálogo solicitado;
- b) con un contexto de aplicación que satisfaga las exigencias de comunicación de los TPSU relacionados con el diálogo solicitado;
- c) con un soporte de los servicios de presentación y de sesión compatible con los requisitos del diálogo solicitado; y
- d) con una calidad de servicio compatible con los requisitos del diálogo solicitado.

8.2.4 Iniciativa de actividades y estructura de árbol

Los cometidos del nodo superior y del nodo subordinado de un diálogo TP o de una rama de transacción son claramente asimétricos con respecto al protocolo TP. Esta asimetría corresponde a la suposición fundamental de este modelo de que, a nivel de aplicación, el nodo superior tiene normalmente el cometido de un iniciador de actividades mientras que el subordinado contribuye a dichas actividades reaccionando ante peticiones que recibe desde su superior. Un subordinado toma repetidamente el cometido de un iniciador de actividades hacia sus subordinados, y así sucesivamente.

Algunas veces puede existir un requisito de aplicación para la transferencia de la iniciativa y de la responsabilidad máxima para la ejecución ulterior de una tarea de aplicación desde un nodo a un nodo vecino, por ejemplo desde un cliente a un servidor. El nodo interesado ahora en renunciar a la iniciativa puede haber creado originalmente la tarea que se está procesando en la transacción vigente pero o quiere volver a una posición de observador (en términos TP convirtiéndose en un subordinado) o se quiere desconectar totalmente de la transacción al menos por el momento con la intención de descubrir el resultado y sus resultados detallados en un momento posterior y fuera de la transacción vigente.

Permitir a un nodo raíz de un árbol de transacción intercambiar cometidos con un nodo subordinado vecino podría ser una operación extremadamente difícil; habría que redirigir partes importantes del flujo de protocolo. Por lo tanto debería permitirse a un nodo iniciar espontáneamente el establecimiento de un árbol de diálogo y subsiguientemente un árbol de transacción y a pesar de todo asumir un cometido subordinado en el árbol desde el principio. Podría entonces definir la esencia de una tarea de aplicación y transferir su ejecución al nodo raíz.

Cuando se solicita el establecimiento de un diálogo TP en un sistema distante, se ofrece una asociación ya existente que es adecuada para el diálogo solicitado; y el sistema que establece el diálogo tiene que utilizarlo para este propósito.

El protocolo TP supone que la entidad solicitante que representa un contexto de procesamiento de información específico es un nodo (TP). El diálogo entrante necesita a un nodo como subordinado; si este es el nodo solicitante mencionado o uno creado nuevo (que asume el contexto de procesamiento de información dado) es un tema local.

8.3 Reglas para árboles de transacción

8.3.1 Crecimiento de árboles de transacción

Sólo es posible añadir una rama de transacción nueva a un árbol de transacción antes de que comiencen los procedimientos de terminación de transacción (véase 8.6).

Hay dos maneras de hacer crecer un árbol de transacción:

- a) se añade una nueva rama de transacción al árbol de transacción, según lo percibe el TPSP, estableciendo un nuevo diálogo coordinado (es decir un diálogo con nivel de coordinación de "commitment" o "one-phase commitment"); y
- b) donde se permita cambiar el nivel de coordinación (véase también "secuencias no concatenadas" en 8.3.3), se añade una nueva rama de transacción al árbol de transacción cuando el nivel de coordinación cambia de "none" a "commitment" o "one-phase commitment". Sólo un nodo superior del árbol de diálogo está autorizado a modificar el nivel de coordinación.

8.3.2 Periodo de vida de los árboles de transacción

Un árbol de transacción dura sólo lo que dure una transacción simple.

Donde se permita que el nivel de coordinación cambie (véase también "secuencias no concatenadas" en 8.3.3) sólo podrá cambiar a "none" al término de una rama de transacción.

El crecimiento y la terminación de un árbol de transacción no son inmediatos. Ambas acciones requieren múltiples intercambios elementales que tienen que propagarse a través del árbol de transacción.

8.3.3 Soporte de árboles de transacción

La existencia de un diálogo entre dos TPSUI es un prerequisite para que se establezca una rama de transacción entre ambas.

Cuando el nivel de coordinación es "commitment" o "one-phase commitment", existe normalmente una correspondencia biunívoca entre un diálogo y una rama de transacción en cualquier momento dado. El TPSP está al corriente de la relación entre diálogos en un árbol de diálogo y las ramas del(de los) árbol(es) de transacción correspondiente(s), y coordina sus operaciones combinadas, por ejemplo, para alcanzar semánticas de cometimiento coherentes en todos los sistemas abiertos que intervienen en una transacción.

La raíz de un árbol de transacciones no está necesariamente situada en la raíz del árbol de diálogo. Dentro de los límites del árbol de transacción, y a propósito de las relaciones de superior a subordinado, hay una correspondencia biunívoca entre los nodos del árbol de transacción y los nodos del árbol de diálogo que lo soporta. El árbol de transacción y el árbol de diálogo que lo soporta tienen la misma orientación.

Un diálogo cuyo nivel de coordinación sea "none" no soporta una rama de transacción de un árbol de transacción.

El mismo árbol de diálogo puede ser utilizado para soportar una secuencia de transacciones distintas. La relación entre diálogos en un árbol de diálogo persiste a lo largo de esas transacciones distintas. Dentro de los límites de un diálogo, puede tener lugar una secuencia de una o más ramas de transacción. Se permiten dos tipos de secuencias:

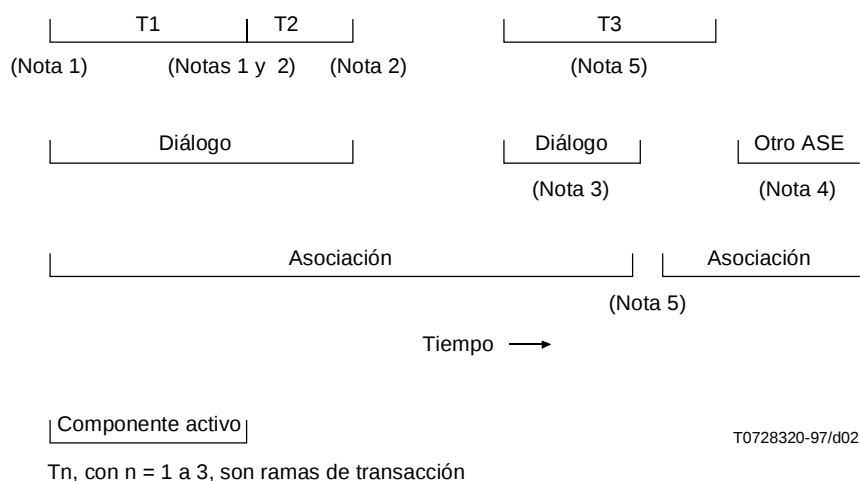
- a) secuencias concatenadas: son secuencias sin interrupción de una o más ramas de transacción en el mismo diálogo que funcionan con el mismo nivel de coordinación ("commitment" o "one-phase commitment"). Cada rama de transacción es iniciada directamente por la TPPM superior; y
- b) secuencias no concatenadas: son secuencias de ramas de transacción en el mismo diálogo tales que existe una transición de nivel de coordinación de diálogo a "none" entre una rama de transacción y otra. En el momento del establecimiento del diálogo, así como en el momento de su terminación, el nivel de coordinación puede ser "none" o "commitment" o "one-phase commitment". Cada rama de transacción es iniciada por la TPSUI superior.

Si existe una parte de un árbol de diálogo que no tiene transacción en curso (es decir, los diálogos tienen un nivel de coordinación de "none"), una TPSUI de esta parte del árbol de diálogo puede iniciar una nueva transacción. Esto puede dar lugar a que haya cero, uno o más árboles de transacción en un árbol de diálogo, al mismo tiempo.

En un instante dado cualquiera los árboles de transacción están disjuntos con respecto a ellos mismos. Entre dos árboles de transacción, la disyunción estará garantizada por lo menos por un diálogo con nivel de coordinación de "none".

Tras la terminación de un diálogo entre un nodo intermedio y superior, el nodo intermedio se convierte en la raíz de un nuevo árbol de diálogo y puede convertirse en la raíz de un árbol de transacción.

La figura 2 muestra la correspondencia, a lo largo del tiempo, entre ramas de transacción, diálogos y asociaciones. Este conjunto de correspondencias se representa entre dos sistemas abiertos adyacentes.



NOTA 1 – El comienzo de una rama de transacción ocurre sea al comienzo de un diálogo, sea durante un diálogo.

NOTA 2 – El final de un diálogo implica el final de la rama de transacción actual. El final de una rama de transacción ocurre sea durante un diálogo, sea al final de un diálogo.

NOTA 3 – Un diálogo puede seguir a otro diálogo dentro de los límites de la misma asociación de aplicación.

NOTA 4 – Otro ASE puede utilizar la asociación de aplicación cuando termina el diálogo.

NOTA 5 – Si falla la asociación de aplicación, el diálogo se termina inmediatamente. Sin embargo, si la transacción se encuentra en el estado READY o DECIDED (commit), tendrá lugar la recuperación de la transacción en una asociación ulterior; la rama de transacción seguirá existiendo hasta que se complete la recuperación de la transacción.

Figura 2/X.860 – Ramas de transacción, diálogos y asociaciones

8.4 Denominación

Además de las facilidades de denominación ya establecidas para OSI en la Rec. UIT-T X.650 | ISO/CEI 7498-3, OSI TP requiere títulos para TPSU e identificadores para transacciones y ramas de transacción. En la cláusula 3 se dan definiciones de dichos nombres e identificadores.

8.4.1 Título TPSU (TPSU-title)

El título TPSU (TPSU-title) se utiliza durante el establecimiento de diálogo para seleccionar un TPSU dentro de un proceso de aplicación designado, con el que se va a establecer el diálogo. El diálogo se establece entre la TPSUI iniciadora y una TPSUI receptora del TPSU especificado por el título de TPSU. El diálogo se establece mediante una asociación de aplicación (preexistente o establecida con esa ocasión) entre las dos invocaciones de entidad de aplicación que soporten las respectivas TPSUI.

Denotando TPSU de destino para el establecimiento del diálogo, el título de TPSU indica las capacidades de procesamiento del TPSU.

Cuando el diálogo se establezca a través de una asociación de aplicación preexistente, el título de TPSU puede utilizarse para obtener la información necesaria que permita a la TPPM iniciadora seleccionar una asociación de aplicación adecuada de entre las que puedan estar disponibles. Un ejemplo de dicha información es el contexto de aplicación.

Cuando no se disponga de asociación preexistente, el título de TPSU puede utilizarse para obtener la información necesaria que permita a la TPPM establecer la asociación requerida.

El título de TPSU es inequívoco en el alcance de un proceso de aplicación.

8.4.2 Identificador de transacción

Una transacción es denotada inequívocamente dentro del OSIE por un identificador de transacción. El identificador de transacción consiste en:

- a) el título de entidad de aplicación de la entidad de aplicación que soporta el nodo raíz de la transacción; y
- b) el sufijo de transacción, cuyo valor es inequívoco dentro del alcance de la entidad de aplicación que soporta el nodo raíz de la transacción. Por ejemplo, el sufijo de transacción puede ser un entero que es incrementado en una unidad por cada nueva transacción instanciada.

NOTA – El identificador de transacción debe ser también globalmente inequívoco a lo largo del tiempo, por lo que se refiere a los requisitos de recuperación y auditoría de negocio.

8.4.3 Identificador de rama de transacción

Una rama de transacción es denotada inequívocamente dentro del alcance de una transacción por un identificador de rama de transacción. El identificador de rama de transacción consiste en:

- a) el título de entidad de aplicación de la entidad de aplicación que soporta el nodo superior de la rama de transacción; y
- b) el sufijo de rama de transacción cuyo valor es inequívoco dentro del alcance de la entidad de aplicación que soporta el nodo superior de la rama de transacción.

8.5 Transferencia de datos

8.5.1 Requisitos y objetivos

Para satisfacer los requisitos de las TPSUI que intervienen en una transacción distribuida para intercambiar datos, el servicio OSI TP permite la transferencia de datos con los siguientes objetivos:

- a) el servicio OSI TP permite a la TPSUI llevar datos de acuerdo con su propia semántica;
- b) la transferencia de datos se relaciona siempre con un sólo diálogo;
- c) la TPSUI tiene libertad para organizar el estilo de su intercambio semántico utilizando uno o más ASE de usuario específicos. En particular, sus intercambios semánticos pueden basarse en disciplinas diferentes; y
- d) la definición de los ASE de usuario puede ser la misma, independientemente de que trabajen con o sin OSI TP.

8.5.2 Coordinación de la transferencia de datos

Los ASE de usuario generan APDU de transferencia de datos que son mapeadas con servicios subyacentes, coordinados por la SACF.

La TPPM maneja el protocolo para la gestión de diálogos; ella misma no genera directamente APDU de transferencia de datos.

La TPPM determina la ordenación temporal de la utilización de la asociación de aplicación subyacente para procesamiento de transacción (TP, *transaction processing*).

En consecuencia dentro de OSI TP, la transferencia de datos:

- a) sólo puede efectuarse dentro de los límites de un diálogo;
- b) está sujeta a modos de control. En particular, en el modo de control polarizado, sólo pueden enviarse datos si la TPSUI tiene el control del diálogo. La selección del modo de control depende de las exigencias concretas expresadas por los ASE de usuario; y
- c) está sujeta a los estados de la TPPM.

La TPPM asegura la coordinación de la transferencia de datos con las fases de cometimiento durante la terminación de la transacción.

8.6 Coordinación de recursos

8.6.1 Cometimiento de dos fases

A la fase de terminación de una transacción distribuida se pasa a petición de una o más TPSUI del árbol de transacción. Dentro del árbol de transacción, el TPSP coordina la fase de terminación entre las TPSUI para asegurar que los datos ligados de la transacción serán liberados en un estado consistente. La coordinación de la fase de terminación tiene lugar en dos etapas:

- a) fase 1 del cometimiento; y
- b) fase 2 del cometimiento.

En la fase 1 de cometimiento, los nodos participantes intentan poner los datos ligados en el árbol de transacción, en el estado listo para cometimiento. Los datos ligados están en el estado listo para cometimiento si, hasta que la transacción haya sido terminada por cometimiento o restitución, pueden ser liberados en su estado inicial o en su estado final. Si todos los datos ligados en el árbol de transacción se sitúan en el estado listo para cometimiento, entonces, se pasa a la fase 2 de cometimiento; si esto no puede hacerse, entonces la transacción se restituye.

En la fase 2 del cometimiento, dentro del árbol de transacción, la transacción puede ser cometida cuando:

- a) todos los datos ligados están en el estado listo para cometer; y
- b) no haya operaciones en curso que modifiquen el árbol de transacción, por ejemplo el establecimiento de nuevas ramas de transacción, o que afecten a la comunicación entre sus nodos.

Si debe cometerse la transacción, el TPSP propaga la decisión de cometimiento a través del árbol de transacción y coordina la realización de la transacción.

Tras completar estos dos pasos, el cometimiento está completo. Una nueva transacción puede o no comenzar.

NOTA – Estos procedimientos se pueden modificar si se utilizan procedimientos de cometimiento sólo lectura, salida anticipada o de una fase, véanse 8.6.2, 8.6.3 y 8.6.4.

8.6.1.1 Procedimientos de cometimiento estático

En la fase 1, cada nodo es informado por su superior de que se ha pasado a la fase de terminación; en particular, de que no se recibirán más datos desde el superior y de que los datos ligados deben situarse en el estado listo para cometimiento.

Si el nodo acepta proceder, intenta situar los datos ligados, dentro de su subárbol, en el estado listo para cometimiento. El nodo intenta situar sus datos ligados locales en el estado listo para cometimiento. Para recursos distantes, informa a sus subordinados; y así sucesivamente, de manera recursiva.

En cuanto, dentro de su subárbol, todos sus datos ligados se encuentren en el estado listo para cometimiento, el nodo notifica a su superior (si existe) enviando una señal preparado, y espera el resultado final de la transacción; y así sucesivamente, de manera recursiva: si el nodo no tiene superior en el árbol de transacción, se pasa a la fase 2 del cometimiento. Un nodo que envía una señal preparado a su superior se convierte en un esclavo de cometimiento y el superior se convierte en su maestro de cometimiento. El conjunto de subordinados (incluidos sus subárboles) de los que un nodo recibe señales dispuesto se convierte en su región interior de cometimiento.

Si se tuvieran que recibir datos de aplicación después de haber enviado una señal dispuesto o una señal sólo lectura o de una fase, los datos ligados pueden estar afectados, invalidando así la "disponibilidad" del nodo. Este tipo de colisiones "dispuesto/datos" deben evitarse; sólo son posibles para algunas combinaciones de unidades funcionales y las aplicaciones que utilizan estas combinaciones de unidades funcionales tienen que asegurar que estas colisiones no se producen. Esta colisión sólo es posible en una rama si no se selecciona el modo de control polarizado.

NOTA – La Rec. UIT-T X.862 | ISO/CEI 10026-3 incluye escenarios que ilustran estas colisiones.

Si el nodo es capaz de situar los datos ligados en el estado listo para cometimiento, inicia la restitución de la transacción.

En la fase 2, después de haber tomado la decisión de cometimiento, el superior de cada nodo ordena al nodo en cuestión que libere los datos ligados dentro de su subárbol en el estado final. El nodo comete sus datos ligados locales. Para recursos distantes, ordena a sus subordinados que cometan; y así sucesivamente, de manera recursiva.

Cuando, dentro de su subárbol, todos los datos ligados han sido liberados en el estado final, el nodo informa a su superior; y así sucesivamente, de manera recursiva. La transacción está completa.

8.6.1.2 Preparación implícita

El derecho de iniciar la fase de terminación puede restringirse al nodo raíz y la señal de que se ha pasado a la fase de terminación (señal de preparación) es transportada desde el nodo superior al nodo subordinado por el TPSP.

Como alternativa, la señal de que se ha pasado a la fase de terminación puede transportarse implícitamente en la semántica de aplicación, esto es la preparación implícita. La señal puede ser transportada en un mensaje de aplicación particular, puede ser una inferencia acordada desde una secuencia de mensajes o se puede obtener del inicio de la transacción.

NOTA – La utilización del preparación implícita puede permitir alcanzar antes el estado dispuesto en un subárbol de transacción y así reducir el tiempo global necesario para completar la transacción.

El paso de la señal preparación implícita no es visible por lo tanto al TPSP. En consecuencia, desde la perspectiva del proveedor de servicio TP, la utilización de una señal implícita no se puede distinguir de la concesión del derecho a iniciar la fase de terminación a cualquier nodo. Si el mecanismo de preparación implícita se encuentra en uso entre un superior y un subordinado, el subordinado puede pasar a la fase 1 de cometimiento e intentar situar a su subárbol en el estado preparado en cualquier momento.

Un nodo intermedio que no utiliza el mecanismo de preparación implícita con su superior pero si lo hace con uno o más subordinados no pasa a la fase 1 de cometimiento hasta obtener permiso mediante una señal de su superior. Sin embargo, el TPSP es incapaz de controlar el paso a cometimiento de los subordinados.

NOTA – Intentar proporcionar este tipo de control amplio de árbol precisaría una complejidad considerable en los intercambios de protocolo.

8.6.1.3 Procedimientos de cometimiento dinámico

En la fase 1, cada nodo puede aplicar el procedimiento de terminación localmente cuando tenga permiso para pasar a la terminación (puesto que es la raíz, o porque la preparación implícita se encuentra en uso) o proceder con la terminación (porque ha recibido una señal desde su superior de que se ha iniciado la terminación), siempre que pueda determinar que no se recibirán más datos desde ningún vecino.

Si un nodo acuerda proceder con el cometimiento, intenta situar sus datos ligados locales en el estado listo para cometimiento. Si el nodo es incapaz de situar sus datos ligados en el estado listo para cometimiento, inicia la restitución de la transacción.

Cuando todos sus datos ligados se encuentran en el estado listo para cometimiento y se han recibido señales preparado o señales sólo lectura o salida anticipada o una fase desde todos sus vecinos menos uno, el nodo envía una señal preparado al vecino restante desde el que no se ha recibido una señal preparado, y espera el resultado final de la transacción; y así sucesivamente, de manera recursiva. Los nodos desde los cuales se reciben señales preparado son los esclavos de cometimiento del nodo; el nodo al que se envía una señal preparado (si existe) es el maestro de cometimiento del nodo.

Si un nodo que utiliza procedimientos de cometimiento dinámico envía una señal preparado a un subordinado, y la señal preparado no se ha enviado anteriormente, la propia señal preparado es la señal para el subordinado de que se ha pasado a la fase de terminación.

NOTA 1 – Si está en uso el mecanismo de preparación implícita, el subordinado puede saberlo.

Una región interior de cometimiento vigente de nodo es un conjunto de nodos en el árbol de transacción que incluye:

- a) los nodos vecinos desde los que se han recibido señales preparado; y
- b) la región interior de cometimiento de dichos nodos vecinos, y así sucesivamente.

Si hubieran de recibirse datos de aplicación después de haber enviado una señal preparado, los datos ligados pueden verse afectados, invalidando por lo tanto la "disponibilidad" del nodo. Este tipo de colisiones "dispuesto/datos" debe evitarse; sólo son posibles para algunas combinaciones de unidades funcionales y las aplicaciones que utilizan estas combinaciones de unidades funcionales deben asegurar que dichas colisiones no ocurran. Esta colisión es sólo posible en una rama si no se ha seleccionado el modo de control polarizado.

NOTA 2 – La norma 10026-3 contiene escenarios que ilustran estas colisiones.

Cuando todos los datos ligados se encuentran en el estado listo para cometimiento, y se han recibido de todos los vecinos señales dispuesto o señales sólo lectura o salida anticipada o una fase, un nodo pasará a la fase 2 de cometimiento y podrá tomarse la decisión de cometimiento. Un nodo puede recibir una señal dispuesto desde un nodo al que envió una señal dispuesto (colisión dispuesto/dispuesto). En este caso, se utiliza un mecanismo de desempate en la especificación de protocolo TP para determinar qué nodo tomará la decisión de cometimiento y será de esta manera el coordinador de cometimiento.

NOTA 3 – Un diseño alternativo podría haber sido permitir a ambos nodos que recibieron una señal dispuesto y habían enviado una señal dispuesto, ser coordinadores de cometimiento y propagar el cometimiento. sin embargo, este proceder habría introducido complejidades posteriores en las máquinas de protocolo para tener en cuenta el no poder escribir el registro de commit-log en uno o ambos nodos; por simplicidad se ha adoptado un mecanismo de desempate.

En la fase 2 después de tomar la decisión de cometimiento, cada nodo recibe orden de su maestro de cometimiento para liberar los datos ligados en su región interior de cometimiento hasta el estado final. El nodo comete sus datos ligados locales. Para recursos distantes, ordena a sus esclavos de cometimiento que cometan; y así sucesivamente, de manera recursiva.

Cuando, dentro de su región interior de cometimiento, todos sus datos ligados han sido liberados en su estado final, el nodo informa a su maestro de cometimiento; y así sucesivamente, de manera recursiva. La transacción está completa.

Existen mecanismos para permitir controlar la dirección de las señales preparado. Sería posible crear un árbol de transacción de tal manera que nunca fuera posible dicho cometimiento; este tipo de árbol se denomina un "árbol de transacción atascado". Se incluyen comprobaciones para garantizar que este tipo de árbol no se pueda crear; sin embargo sólo se puede hacer por error en lo que representa a la seguridad e inhibiendo algunas estructuras de árbol que son de hecho viables. El TP proporciona una facilidad opcional para permitir inhibir algunas comprobaciones, en cuyo caso la aplicación es responsable de asegurar que no se construye un árbol de transacción atascado.

8.6.2 Sólo lectura

Un nodo que ha procesado todas las peticiones de su superior y que no ha modificado ningún dato de transacción (datos ligados o datos de larga vida) desde su estado inicial puede intentar retirarse de los procedimientos de cometimiento de dos fases puesto que sus datos de transacción no se verán afectados si la transacción es cometida o restituida. Si este tipo de nodo recibe señales sólo lectura o salida anticipada de todos sus subordinados, puede enviar una señal sólo lectura a su superior. Una vez que un nodo ha enviado una señal sólo lectura no sigue participando en los procedimientos de cometimiento. Este tipo de nodo no conocerá el resultado de la transacción (de cometimiento o de restitución) a menos que se seleccione para el diálogo una unidad funcional de transacciones concatenadas o esté esperando una acción diferida, y se restituya la transacción. Un nodo que envía señales sólo lectura no tiene obligación de escribir ningún registro cronológico para asegurar el almacenamiento.

Con transacciones no concatenadas, un nodo que envía señales sólo lectura deja de ser parte del árbol de transacción en cuanto reciba una indicación de terminación; es libre entonces de iniciar otras acciones incluso aunque siga vigente la transacción de la que formó parte. El superior de este tipo de nodo podría iniciar una rama de transacción posterior con el nodo para la misma transacción.

NOTA – Un nodo que envía una señal sólo lectura no es un esclavo de cometimiento y no forma parte de la región interior de cometimiento.

8.6.3 Salida anticipada

Un nodo que no puede contribuir al trabajo de una transacción y que ha recibido señales sólo lectura o señales salida anticipada desde todos los subordinados en el árbol de transacción, caso de que los haya, puede retirarse de la transacción enviando una señal salida anticipada a su superior. Otras condiciones para enviar una señal salida anticipada son que los datos de transacción de este nodo hayan sido alterados por la transacción y que no se precise informar del resultado de la transacción. Cualquier petición posterior recibida desde el superior relacionada con la rama de transacción vigente es descartada por el TPSP.

NOTA 1 – Por ejemplo, un nodo puede determinar a partir de una petición recibida de su superior que no tiene acceso a los datos necesarios para completar su petición.

Con transacciones no concatenadas, un nodo que envía señales salida anticipada deja de ser parte de una árbol de transacción en cuanto reciba una indicación de terminación; es entonces libre para iniciar otras acciones incluso aunque la transacción de la que formó parte siga vigente. El superior de este tipo de nodo podría iniciar una rama de transacción posterior con el nodo para la misma transacción.

NOTA 2 – Un nodo que envía una señal salida anticipada no es un esclavo de cometimiento y no forma parte de la región interior de cometimiento.

8.6.4 Cometimiento de una fase

Un nodo que no tenga datos ligados pero que desee conocer el resultado de transacción puede utilizar los procedimientos de cometimiento de una fase. Si este nodo recibe señales de cometimiento de una fase o señales sólo lectura o señales salida anticipada de todos los vecinos menos uno, puede enviar una señal una fase a su último vecino restante. En cuanto un nodo haya enviado una señal una fase recibirá la notificación del resultado de transacción siempre que un diálogo o un fallo de nodo entre él y el coordinador de cometimiento no impida que se transmita la decisión. Un nodo que envía señales de una fase no tiene obligación de escribir un registro cronológico para asegurar el almacenamiento.

NOTA 1 – Un nodo que utiliza cometimiento de una fase puede tener datos de transacción (es decir, datos que son manipulados durante la transacción) pero que no sean datos ligados en el sentido estricto de la definición dada por el CCR; estos datos de larga vida pueden liberarse en un estado actualizado al finalizar la transacción pero si ocurren ciertos fallos, esta liberación no estará coordinada con el resultado de la transacción (por ejemplo, los datos podrían liberarse en un estado actualizado aunque la transacción pueda ser restituida). Se puede intentar la coordinación mas tarde mediante medios distintos del protocolo TP.

NOTA 2 – Un nodo que envía una señal una fase no es un esclavo de cometimiento y no forma parte de la región interior de cometimiento.

8.6.5 Restitución

La restitución de una transacción puede ser iniciada por cualquier nodo del árbol de transacción que no haya enviado anteriormente una señal dispuesto o una señal una fase o una señal sólo lectura o una señal salida anticipada. La restitución retorna los datos ligados de la transacción a su estado inicial.

La emisión de una restitución no hace, por sí misma, que termine el diálogo subyacente. Si una TPSUI desea terminar el diálogo, puede abortarlo. Si un diálogo es abortado antes del comienzo de los procedimientos de terminación de transacción, la transacción es restituida.

Una vez completada la restitución, una nueva transacción puede (pero no tiene necesariamente que) iniciarse.

8.6.6 Decisiones heurísticas

Después de haber pasado a la fase 1 de cometimiento, un nodo puede decidir liberar una parte o la totalidad de sus datos ligados, que han alcanzado el estado READY, en el estado final o en el estado inicial, incluso aunque su maestro de cometimiento no le haya notificado el resultado final de la transacción. Tal decisión se llama una decisión heurística.

Las decisiones heurísticas pueden ser tomadas por nodos individuales como resultado de un fallo de comunicación, o como consecuencia de las condiciones locales específicas del sistema. La decisión de tomar o no una o más decisiones heurísticas y de qué decisiones se toman, es un asunto local. Dentro del alcance del OSI TP, cuando un nodo toma una decisión heurística no se produce una propagación de la misma a otros nodos.

El nodo que ha tomado una decisión heurística tiene que registrar esa decisión, utilizando un registro de log-heuristic, en almacenamiento seguro. Si el estado de los datos ligados del nodo y el resultado de la transacción resultan ser consistentes, se borra el registro de log-heuristic y se procede a la terminación normal de la transacción.

8.6.7 Detección de inconsistencia heurística

Un nodo que ha tomado una decisión heurística determina que existe una inconsistencia heurística si el estado de sus datos ligados locales es inconsistente con respecto al resultado de la transacción. El nodo puede efectuar esta determinación tan pronto como sea informado del resultado de la transacción por su maestro de cometimiento. Si el estado de los datos ligados del nodo es inconsistente con el resultado de la transacción, las propiedades ACID han sido violadas. Esta es una condición de mezcla heurística.

Existe una condición de riesgo heurístico cuando un nodo es incapaz de determinar el estado exacto de los datos ligados para sus nodos subordinados dentro de su subárbol. Esta condición se produciría si se perdiera la comunicación con uno o más subordinados. Si el resultado final de la transacción fue restituir, el estado de los datos ligados del subárbol no puede ser comunicado al superior directo. Ello se debe a una restitución presupuesta (véanse 8.7.2 y anexo C). Se trata de una condición de riesgo heurístico ya que el estado de los datos ligados dentro del subárbol es potencialmente una mezcla heurística.

Existe también una condición de riesgo heurístico si una TPSUI es incapaz de determinar si el estado de los datos ligados locales es consistente con el resultado de la transacción. Esta condición podría producirse como resultado de una pérdida local de comunicaciones.

8.6.8 Informes

Un nodo puede aplicar una política de contención heurística de manera que la inconsistencia heurística que aparece en su subárbol esté incluida y rectificadas dentro del subárbol. Este nodo nunca informará de daños heurísticos a un superior, pero se comportará por otra parte como se describe aquí.

A menos que uno o más nodos incluya información heurística en su subárbol, cada nodo adquiere conocimiento del estado de los datos ligados dentro de subárbol, y así el nodo raíz adquirirá conocimiento del estado de los datos ligados en la totalidad del árbol de transacción.

Dentro del TPSP, cada TPPM recoge informes sobre el estado de los datos ligados dentro de su subárbol, como resultado:

- a) del estado de los datos ligados locales del nodo en comparación con el resultado final de la transacción; y
- b) del informe de cada subordinado sobre el estado de los datos ligados en el subárbol de ese subordinado.

Si el nodo determina que el estado de los datos ligados en su subárbol es consistente con el resultado final de la transacción, la TPPM informa a su superior de que todos los datos ligados en su subárbol están en un estado consistente.

Si el nodo determina que el estado de los datos ligados en su subárbol es inconsistente con el resultado final de la transacción, y es incapaz de compensar la inconsistencia, la TPPM:

- a) a medida que se recogen los informes, registra (retiene conocimiento) de la inconsistencia de datos ligados dentro del subárbol del nodo utilizando un registro de log-damage. Véanse en el cuadro 2 los valores resultantes del registro de log-damage según la inconsistencia comunicada;
- b) informa de la inconsistencia a su TPSUI;
- c) informa al nodo superior, si existe, cuando se disponga de un informe completo del estado de los datos ligados dentro de su subárbol; y
- d) informa de la inconsistencia a alguna entidad local, por ejemplo, a un operador de sistema.

Cuadro 2/X.860 – Actualización del registro de log-damage

Estado anterior del registro de log-damage	Inconsistencia comunicada		
	No hay inconsistencia	Riesgo heurístico	Mezcla heurística
No hay registro de log-damage	No hay informe	Riesgo heurístico	Mezcla heurística
Riesgo heurístico	Riesgo heurístico	Riesgo heurístico	Mezcla heurística
Mezcla heurística	Mezcla heurística	Mezcla heurística	Mezcla heurística

El registro de log-damage tiene después de la propagación del resultado final de la transacción hasta que se reciban seguridades de que su superior ha recibido los informes apropiados.

NOTA 1 – Esto no significa que la información a propósito de la inconsistencia no pueda mantenerse hasta que se haya reparado el daño.

NOTA 2 – El mecanismo mediante el cual se asegura al nodo subordinado que el superior está al corriente del daño heurístico queda fuera del alcance de OSI TP.

NOTA 3 – Como opción, se pueden suprimir los informes heurísticos; la cláusula anterior describe el caso en el que no se suprimen.

NOTA 4 – Los informes heurísticos no se transmiten de forma fiable a nodos que utilicen los procedimientos de cometimiento de una fase.

La recogida de información sobre el estado de los datos ligados y su transmisión hacia el superior pueden implicar retrasos en la terminación de la transacción. Estos retrasos no se imponen si un diálogo utiliza la facilidad necesidad de contención heurística. Si no se emplea la facilidad necesidad de contención heurística, un nodo que, sin embargo, aplique contención heurística, enviará mensajes TP como si estuviera informando, pero los informes estarán siempre vacíos o ausentes.

Cuando un nodo utilice la facilidad preparación implícita en el diálogo con un superior, pero el superior no está utilizando preparación implícita o cometimiento dinámico con su superior, es posible que el nodo más bajo tome una decisión heurística antes de que el nodo más alto haya dado al nodo intermedio permiso para pasar a la fase 1 de cometimiento. En este caso, el nodo intermedio tiene que aplicar contención heurística para evitar enviar un informe heurístico al nodo más alto.

8.7 Recuperación

8.7.1 Tipos de fallo

8.7.1.1 Introducción

El cuadro 3 identifica las causas potenciales de fallos, los tipos de fallos que pueden ocurrir durante una transacción y las acciones que deben ejecutarse para volver la transacción a un estado gestionable.

Cuadro 3/X.860 – Tipos de fallos

Causas posibles	Tipo de fallo	Acción por la TPPM
Error de aplicación	Recuperable localmente	Ninguna
Aborto de transacción; o, aborto de diálogo	Recuperable antes de que el nodo esté listo para cometer	Restitución
Aborto de diálogo	Recuperable después de que el nodo esté listo para cometer	Procedimientos de recuperación
Desplome de nodo; fallo de TPPM; o, fallo de AEI	Indisponibilidad de datos de acción atómica	Recuperación de datos de acción atómica; aborto de diálogo; posiblemente, aborto de asociación; y, procedimientos de recuperación
Fallo de los medios de almacenamiento	Destrucción de datos de acción atómica	Fuera del alcance de esta Recomendación, X.861 y X.862

8.7.1.2 Fallos recuperables localmente

Si se produce un fallo, la TPSUI podría recuperar por sus propios medios de modo que la transacción pueda continuar hasta cometer. Si así lo hacen la TPSUI o la TPPM, no hay manifestación externa (salvo, posiblemente, demoras) del incidente. Este caso es un asunto local.

8.7.1.3 Fallos recuperables antes de que el nodo esté listo para cometer

Cualquier fallo que se produzca antes de que el nodo esté listo para cometer provoca una restitución. Estos fallos pueden tener como origen:

- a) un aborto de transacción, debido a lo siguiente:
 - 1) la inidoneidad de la TPSUI para operar en la transacción actual, de modo que se solicita de manera explícita una restitución;
 - 2) un atasco distribuido, donde una transacción forma parte de un ciclo de espera con otras transacciones;
 - 3) un fallo de los medios de almacenamiento donde el valor actual de los datos ligados ya no es accesible, pero los datos ligados están disponibles en su estado inicial; o,
 - 4) un fallo de los medios de almacenamiento donde se destruyen los datos ligados, pero se conoce el estado de la transacción y se solicita intervención local para reconstruir los datos ligados; o,
- b) un aborto de diálogo, debido a lo siguiente:
 - 1) un fallo de la asociación de aplicación que soporta el diálogo. Esto podría ocurrir como resultado de un fallo en el ACSE, el servicio de presentación o un servicio de soporte (por ejemplo, el servicio de sesión);
 - 2) un error de protocolo de aplicación en cualquiera de los siguientes protocolos sobre el diálogo:
 - i) user-ASE;
 - ii) OSI TP; o,
 - iii) CCR;

- 3) un fallo de user-ASE; o,
- 4) un fallo de la TPSUI y/o la TPPM, de tal modo que sean incapaces de continuar la comunicación en el diálogo (por ejemplo, desplome de nodo).

8.7.1.4 Fallos recuperables después de que el nodo esté listo para cometer

Fallos recuperables, producidos después de que el nodo esté listo para cometer, son aquellos que provocan abortos de diálogo. Al producirse el fallo, se inicia un procedimiento de recuperación para completar la transacción. Véanse en el apartado b) de 8.7.1.3 las causas posibles de aborto de diálogo.

8.7.1.5 Indisponibilidad de datos de acción atómica

En un sistema abierto se ha producido un fallo tal que la copia de trabajo de los datos de acción atómica para la transacción actual no está disponible. La copia de trabajo de los datos de acción atómica puede haber quedado indisponible (o sea, haberse perdido) debido a fallos, por ejemplo un fallo de TPPM, un fallo de AEI o un desplome de nodo.

El registro cronológico de recuperación debe ser leído para restaurar la copia de trabajo de los datos de acción atómica para la transacción. Todos los diálogos y/o asociaciones subyacentes que corresponden a la transacción actual son abortados.

8.7.1.6 Destrucción de datos de acción atómica

Pérdida de los datos de acción atómica debida, posiblemente, a un fallo de los medios de almacenamiento. La recuperación de este tipo de fallo queda fuera del alcance de la presente Recomendación.

8.7.2 Soporte para recuperación de transacciones

El TPSP incluye facilidades para recuperar después de un fallo de comunicación o un desplome de nodo. El soporte a la recuperación está limitado a la recuperación de transacciones. Recuperación de una transacción significa que, después de producirse un fallo, todos los datos ligados que han participado en la transacción serán reintegrados a su estado final o a su estado inicial. Es responsabilidad del TPSP asegurar que todos los recursos sean reintegrados al mismo estado consistente, es decir, bien al estado final o bien al estado inicial.

La recuperación de la transacción dentro de los límites del árbol de transacción la efectúa el TPSP. Fuera del árbol de transacción, la recuperación es responsabilidad de las TPSUI.

La provisión de recuperación de transacción requiere que los pasos esenciales en la progresión de las ramas de transacción (datos de acción atómica) hayan sido adecuadamente registrados en cada sistema abierto que interviene en el árbol de transacción. Se utiliza el protocolo de commit en dos fases de la restitución presupuesta.

La información que a continuación se indica no debe perderse y ha de preservarse por tanto en el registro cronológico de recuperación:

- 1) datos de acción atómica: estos datos no están sujetos al procedimiento de cometimiento/ restitución, pero se utilizan durante el proceso de recuperación; y
- 2) los datos de los objetos sobre los que opera la transacción. Estos datos están sujetos al procedimiento de cometimiento/restitución, son invisibles desde fuera de la transacción durante la ejecución de transacción y sólo después de que ésta haya terminado estarán disponibles para cualquier otra transacción.

8.7.3 Estados de los nodos

Cuando se produce un fallo, la transacción puede estar activa o en el proceso de terminación. En este segundo caso, la temporización es un factor importante en el mecanismo de recuperación. La terminación de una transacción no es inmediata puesto que en el árbol de transacción completo se necesitan varios pasos e intercambios entre el momento en que una TPSUI pide la terminación y el momento en que se le informa de la compleción de su solicitud.

Cuando se produce un fallo durante la terminación de una transacción, las ramas de la transacción pueden estar en estados diferentes. Por ello la recuperación puede requerir diferentes tipos de acción, según los estados de los nodos dentro del árbol de transacción.

El nodo puede estar en uno de los estados siguientes:

- a) **ACTIVE:** El procesamiento de la transacción está en curso. El nodo puede optar por ordenar la restitución de la transacción y liberar datos ligados bajo su responsabilidad en su estado inicial sin poner en peligro su consistencia.

De acuerdo al método de la restitución presupuesta, el nodo no está obligado a registrar en el registro cronológico de recuperación la creación de cualquier rama de transacción; o

- b) **READY:**

- 1) el nodo capaz de poner los datos ligados bajo su propia responsabilidad en su estado final (cometido) o en su estado inicial (restituido). El nodo ha recibido señales dispuesto o señales sólo lectura o salida anticipada o una fase desde todos los vecinos menos uno; es decir existe exactamente un nodo adyacente desde el cual no ha recibido este tipo de señal. Así, los datos ligados de este nodo y de todos los nodos en su región interior de cometimiento se encuentran en el estado ready.

Antes de enviar una señal dispuesto para la región interior de cometimiento completa al nodo adyacente desde el que no se han recibido señales dispuesto o sólo lectura o salida anticipada o una fase (es decir indicando que la región interior de cometimiento puede ser cometida), el nodo escribirá un registro de log-ready en el registro cronológico de recuperación. El registro de log-ready incluye el identificador de transacción, el voto dispuesto, la lista de nodos adyacentes que han señalado preparado y la identificación del nodo adyacente al que se enviará la señal preparado; este último nodo será el maestro de cometimiento. Después de escribir este registro de log-ready, el nodo está en el estado READY; o

- 2) el nodo ha pasado anteriormente al estado READY recibe una señal preparado desde el nodo al que envió una señal preparado y determina que sea el esclavo de cometimiento del nodo.

- c) **READ-ONLY:** Los datos de transacción del nodo no se han modifica durante la transacción en curso y se han recibido desde todos los subordinados señales sólo lectura y salida anticipada. El nodo no requiere ser informado del resultado de la transacción.

No se requiere registración para que un nodo pase al estado READ-ONLY.

- d) **EARLY-EXIT:** El nodo ha salido de la transacción antes de la fase de terminación; los datos de transacción del nodo no se han modificado durante la transacción en curso y se han recibido desde todos los subordinados señales sólo lectura o salida anticipada. El nodo no requiere ser informado del resultado de la transacción.

No se requiere registración para que un nodo pase al estado EARLY-EXIT.

- e) **ONE-PHASE:** El nodo no ha tenido acceso a datos ligados durante la transacción en curso y se han recibido señales sólo lectura o salida anticipada o de una fase desde todos los vecinos menos uno. El nodo debe ser informado del resultado de la transacción si no aparecen fallos, pero no se requiere recuperación en este nodo.

No se requiere registración para que un nodo pase al estado ONE-PHASE.

- f) **DECIDED (commit):** El nodo entra en el estado DECIDED (commit) cuando el nodo es capaz de poner los datos ligados bajo su propia responsabilidad en el estado final, y

- 1) todos los vecinos adyacentes han señalado dispuesto, sólo lectura o salida anticipada o una fase y el nodo ha determinado que es el coordinador de cometimiento; o
- 2) el nodo entró anteriormente en el estado READY desde entonces su maestro de cometimiento le ha ordenado cometer.

Si el nodo ha determinado que es el coordinador de cometimiento y decide cometer la transacción, escribirá un registro de log-commit en el registro cronológico de recuperación antes de propagar la decisión a los esclavos de cometimiento. Después de decidir cometer la transacción, el nodo propagará también la decisión de cometimiento a cualquier vecino desde el que se recibió una señal una fase si el diálogo todavía existe. El registro de log-commit incluye el identificador de transacción, la decisión de cometer y la lista de nodos adyacentes que señalaron dispuesto. Después de escribir el registro de log-commit, el nodo se encuentra en el estado DECIDED (commit). Este tipo de nodo, que escribe un registro de log-commit sin recibir una orden de cometer, se denomina el coordinador de cometimiento para la transacción.

Puede producir una colisión de señales dispuesto, es decir dos nodos vecinos se pueden enviar mutuamente señales dispuesto que colisionan en el diálogo. Entonces, mediante un mecanismo de desempate (descrito en la Rec. UIT-T X.862 | ISO/CEI 10026-3, colisiones de señales dispuesto) una de las señales es ignorada por los dos nodos de manera coherente; después, se aplican los procedimientos normales.

NOTA 1 – El objetivo de esta manera de tratar la colisión de señales dispuesto es limitar la complejidad de protocolo retornando, lo antes posible, a un estado que se alcanza normalmente cuando no aparecen colisiones. Se renuncia a la ventaja de acortar el tiempo medio necesario para informar a los nodos de la decisión de cometimiento dejando que sean ambos nodos fuentes autónomas de la decisión de cometimiento.

Si el nodo se encontraba en el estado READY y recibe entonces una orden de cometer, entra inmediatamente en el estado DECIDED (commit). El nodo propaga la decisión a sus esclavos de cometimiento; el nodo también propagará la decisión de cometimiento a cualquier vecino desde el que se haya recibido una señal una fase si el diálogo todavía existe. El nodo de manera opcional puede escribir un registro de log-commit en el registro cronológico de recuperación. El registro de log-commit incluye el identificador de transacción, la decisión de cometimiento y la lista de esclavos de cometimiento. No hay requisito para un coordinador que no sea de cometimiento para que registre la decisión de cometimiento en el registro de recuperación; sin embargo, haciendo esto, puede mejorar las prestaciones del procedimiento de recuperación.

En todos los casos, después de completar el cometimiento en el nodo (datos ligados liberados) y de que todos los nodos adyacentes que enviaron señales preparado hayan informado de que el cometimiento se ha completado o se ha registrado, puede suprimir el registro de log-ready o log-commit. Si no es el coordinador de cometimiento, informará entonces de que el cometimiento está completo al maestro de cometimiento.

Si el nodo no era un coordinador de cometimiento pero escribió el registro opcional de log-commit, puede informar de la terminación del cometimiento cuando haya escrito el registro log-commit (véase más adelante sobre informes heurísticos).

Un nodo que ordenó cometimiento a un vecino puede de manera opcional suprimir la información sobre dicho vecino desde los registros de log-commit o log-ready cuando dicho vecino informa de la terminación del cometimiento.

g) **DECIDED (rollback):** El nodo decidió restituir la transacción o recibir una orden de restitución mientras se encontraba en el estado ACTIVE, o en el estado READY o en los estados READ-ONLY o ONE-PHASE y

- 1) recibió una orden de restitución desde el vecino al que envió una señal dispuesto o sólo lectura o una fase; o
- 2) determinó que era el coordinador de cometimiento y decidió restituir la transacción.

No se requiere registración para la decisión de restitución como tal. Si un nodo se encontraba en el estado READY y recibe una orden de restitución o determina que es el coordinador de cometimiento y decide restituir la transacción, puede borrar su registro de log-ready.

h) **DECIDED (unknown):** El nodo que se encontraba en el estado READ-ONLY o EARLY-EXIT recibió una indicación de que no sería informado del resultado de la transacción.

No se requiere registración para un nodo que pasa al estado DECIDED (unknown).

El estado de un nodo determina si es posible una decisión heurística. Una decisión heurística sólo es posible si los datos ligados se encuentran en el estado listo para cometimiento. Un nodo en el estado ACTIVE puede tener parte de sus datos ligados en el estado listo para cometimiento, siempre que tenga permiso para pasar a la fase 1 de cometimiento, como se describe en 8.6.1.2. Un nodo en el estado READY tendrá sus datos ligados en el estado listo para cometimiento.

Por lo tanto, las decisiones heurísticas son posibles para un nodo en el estado ACTIVE si tiene permiso para pasar a la fase 1 de cometimiento o si se encuentra en el estado READY. En cualquier caso, el nodo se mantiene en el mismo estado.

En función de las limitaciones elegidas por el superior, puede informarse a éste del estado de los datos ligados al completar la transacción afectada por decisiones heurísticas, y finalmente a la raíz de la transacción. Si se toma una decisión heurística (es decir, si un nodo libera datos ligados en el estado inicial o final antes de que haya recibido el resultado final de la transacción) el nodo escribe un registro de log-heuristic en el registro cronológico de recuperación antes de liberar los datos. El registro de log-heuristic incluye el identificador de transacción y la decisión.

NOTA 2 – El sentido de la información heurística es siempre hacia la raíz del árbol de transacción, y así puede tener el mismo sentido o el sentido opuesto de las órdenes de cometimiento.

En un nodo en el que se toma una decisión heurística si el resultado final de la transacción es distinto del de la decisión heurística y el nodo no es capaz de reparar el daño, se escribe un registro de log-damage.

Los párrafos siguientes son aplicables si se requiere información heurística y el resultado final de la transacción era cometer.

Si el nodo recibió la orden de cometimiento desde su superior, no informará de la terminación del cometimiento hasta que le hayan informado del estado de los datos ligados desde su subárbol de transacción.

Si el nodo recibió la orden de cometimiento desde un subordinado, el subordinado informará al nodo del estado de los datos ligados en el subárbol del subordinado cuando éstos se conozca. Si no se ha recibido el informe cuando el nodo superior se encuentra, por otra parte, preparado para informar de la terminación del cometimiento, el superior esperará el informe; esto asegura que el estado de los datos ligados se determinará con fiabilidad.

8.7.4 Fases de recuperación

8.7.4.1 Visión de conjunto

La recuperación en el OSI TP puede descomponerse en tres etapas distintas llamadas fases de recuperación:

- detección de fallo y contenimiento;
- recuperación de transacción; y
- aplicación de recuperación de usuario.

El objetivo de cada fase es independiente del estado del nodo, pero el tipo de acción de recuperación ejecutada dentro de cada fase de recuperación sí depende del estado del nodo. La figura 3 ilustra la secuencia de fases de recuperación.

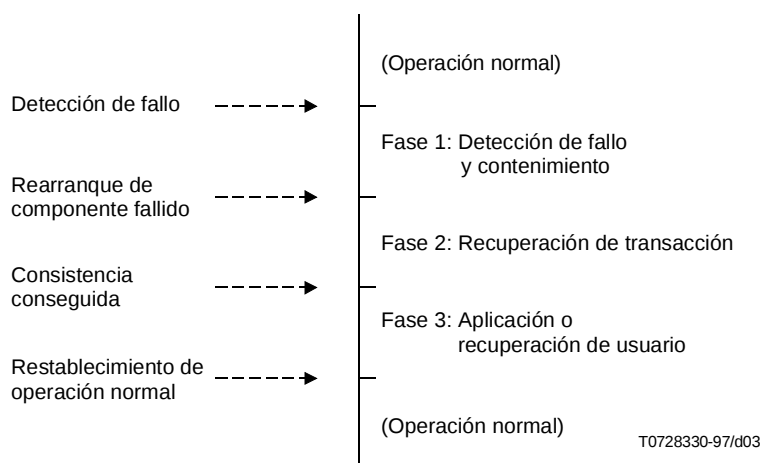


Figura 3/X.860 – Fases de recuperación

Se pasa a la fase 1 al detectarse un fallo; se inicia la recuperación. Desde la perspectiva del TPSP, la comunicación en alguna rama del árbol de transacción es imposible. Esta fase trata de limitar el coste del fallo, es decir, el tiempo durante el cual recursos escasos están inmovilizados improductivamente.

Se pasa a la fase 2 para recuperar o reanunciar componentes fallidos de la transacción. Una vez que los componentes fallidos han sido reanunciados, se inician actividades para determinar si los datos ligados están en un estado consistente y, si no, restablecerlos a un estado consistente; el tipo de actividad de recuperación iniciada depende del estado del nodo.

A la fase 3 sólo puede pasarse después de, o bien:

- la compleción con éxito de la segunda fase de la recuperación; o bien,
- un fallo de comunicación mientras el nodo estable se encuentra en el estado ACTIVE. La restitución presupuesta asegura que el estado de los datos ligados es consistente.

El OSI TP no proporciona características específicas para la recuperación de la fase 3 que es responsabilidad de la aplicación o del usuario.

8.7.4.2 Fase 1: Detección de fallo y contenimiento

A esta fase se pasa como resultado de los tipos de fallo que se indican en el cuadro 3.

Para todos los tipos de fallo, excepto para el de indisponibilidad de datos de acción atómica, el estado actual del nodo determina qué acción de recuperación debe ejecutarse, si es que debe ejecutarse alguna.

Si los datos de acción atómica, quedan indisponibles, el estado del nodo se recupera a partir de las anotaciones de registros cronológicos; a continuación, el estado del nodo determina qué acción de recuperación debe ejecutarse, si es que debe ejecutarse alguna.

El estado de un nodo que se desplomó se restaura como a continuación se indica:

- a) **READY**, si se dispone de un registro de log-ready para esta transacción; o
- b) **DECIDED (commit)**, si se dispone de un registro de log-commit para esta transacción. En este caso, el resultado de la transacción es cometer (commit); o
- c) transacción olvidada si no se encuentra registro de registro. El cuadro 4 recapitula la restauración del estado del nodo después de que los datos de acción atómica han quedado indisponibles.

NOTA – La presencia de un registro de log-heuristic no influye en la restauración del estado del nodo.

Cuadro 4/X.860 – Restauración del estado del nodo después de la indisponibilidad de los datos de acción atómica

Tipo de registro cronológico	No hay registro cronológico	Registro de log-ready	Registro de log-commit
Estado de nodo	Transacción olvidada	READY	DECIDED (commit)
NOTA – "Transacción olvidada" no es un estado de nodo; "transacción olvidada" trata de acciones tomadas por la CPM cuando ha dejado de existir información relativa a la transacción excepto probablemente para un registro de log-heuristic o log-damage.			

Acciones de recuperación:

- a) Estado **ACTIVE**: El nodo lleva sus datos ligados al estado inicial y propaga restitución a todos los otros nodos con los que está en comunicación, si los hay.

Cuando la restitución está completa, el nodo olvida la transacción y termina la fase 1 de recuperación. Después, se termina la recuperación.

- b) Estado **READY**: El nodo puede haber tomado una decisión heurística antes de que se produjera el fallo. En este caso, no hay que ejecutar ninguna acción especial: ya se ha escrito un registro de log-heuristic.

Como alternativa, el nodo puede tomar una decisión heurística, en cuyo caso escribe un registro de log-heuristic.

Se pasa a la fase 2 de recuperación.

- c) Estado **READ-ONLY** o **EARLY-EXIT**: Si todavía existe el diálogo con el superior, el nodo permanece en el mismo estado. En otro caso, el nodo informa a cualquier subordinado con el que se encuentre en comunicación que la transacción ha terminado, olvida la transacción y finaliza la fase 1 de recuperación; entonces termina la recuperación TP.
- d) Estado **ONE-PHASE**: Si el diálogo con el vecino al que se señaló una fase todavía existe, el nodo permanece en el estado **ONE-PHASE**. En otro caso el nodo informa a cualquier vecino con el que esté en comunicación que el resultado de la transacción es desconocido, y finaliza la fase 1 de recuperación; entonces finaliza la recuperación TP.
- e) Estados **DECIDED (commit)** o **DECIDED (rollback)**: Para la parte del árbol de transacción que no ha sido afectada por el fallo, el nodo se comporta normalmente, como se discutió en 8.6.

Para la parte del árbol de transacción afectada por el fallo, termina la fase 1 de recuperación y se pasa a la fase 2.

8.7.4.3 Fase 2: Recuperación de transacción

A esta fase se pasa una vez terminada la fase 1 de recuperación. Se pasa a la fase 2 de recuperación cuando se haya cortado la comunicación con un nodo adyacente y haga falta comunicar el resultado final de la transacción. Sólo hay dos situaciones que hacen que, para fines de recuperación, el nodo restablezca la comunicación:

- a) con el maestro de cometimiento, si el nodo está en el estado READY; o
- b) con un esclavo de cometimiento, si el nodo está en el estado DECIDED (commit) y la comunicación con el vecino se cortó antes de que se hubiera completado el informe del estado de los datos ligados dentro de la región interior de cometimiento.

La comunicación se restablece mediante un canal.

El estado actual del nodo determina qué acción de recuperación debe tomarse, si es que debe tomarse alguna.

Acciones de recuperación:

- a) estado ACTIVE: el nodo nunca pasa a la fase 2 de recuperación mientras esté en el estado ACTIVE: según el paradigma de restitución presupuesta no hace falta comunicar el resultado de la transacción;
- b) estado READY: si la comunicación falló con un esclavo de cometimiento, no se requiere acción de recuperación. Si la comunicación falló con el maestro de cometimiento, el nodo:
 - 1) restablece la comunicación con el maestro de cometimiento; y
 - 2) envía una pregunta al maestro de cometimiento a propósito del resultado de la transacción. Al recibirse la respuesta del maestro de cometimiento, con el resultado final de la transacción:
 - i) de acuerdo con la restitución presupuesta, si el maestro de cometimiento indicó que no tiene conocimiento de la transacción, el nodo pasa al estado DECIDED (rollback) y libera sus datos ligados en el estado inicial, a menos que se haya tomado una decisión heurística. El nodo propaga además la restitución a todos sus esclavos de cometimiento con los que esté en comunicación, si lo está con alguno.

El nodo olvida la transacción y termina la fase 2 de la recuperación. A continuación termina la recuperación TP;

- ii) si el maestro de cometimiento contestó que el resultado de la transacción era cometer (commit), el nodo pasa al estado DECIDED (rollback) y libera sus datos ligados en el estado final, a menos que se haya tomado una decisión heurística. El nodo propaga además cometer (commit) a todos sus esclavos de cometimiento con los que está en comunicación, si lo está con alguno. Para los nodos esclavos de cometimiento con los que se cortó la comunicación, el nodo se comporta como se discute a continuación en el apartado c), estado DECIDED (commit).

El nodo olvida la transacción y termina la fase 2 de recuperación cuando él haya comunicado a su superior el estado de los datos ligados dentro de su subárbol. Después de esto, termina la recuperación TP;

- c) estado DECIDED (commit): si la comunicación falló con el nodo maestro de cometimiento no se requiere acción de recuperación. Si la comunicación falló con un esclavo de cometimiento, el nodo:
 - 1) restablece la comunicación con el esclavo de cometimiento; y
 - 2) propaga cometer (commit) al esclavo de cometimiento.

La fase 2 de recuperación termina cuando el nodo superior ha recibido un informe sobre el estado de los datos ligados dentro del subárbol del subordinado. Después de esto, termina la recuperación TP; o

- d) si el nodo ha olvidado la transacción no se requiere acción de recuperación por el nodo. Sin embargo el nodo pasa a la fase 2 de recuperación a petición de un nodo esclavo de cometimiento o del nodo maestro de cometimiento, si existe.

Si la petición se origina en el nodo superior, el nodo informa (al nodo superior) del estado de los datos ligados dentro de su subárbol.

NOTA – El nodo tiene en cuenta la presencia de cualquier registro de log-damage al informar del estado de los datos ligados dentro de su subárbol.

Si la petición se origina en un esclavo de cometimiento, el nodo responde que el resultado de la transacción fue restituir.

8.8 Control de concurrencia y situaciones de atasco

Los mecanismos de control de concurrencia implementados en sistemas abiertos diferentes quedan fuera del alcance de la presente Recomendación. Teniendo en cuenta el hecho de que hay mecanismos de control de concurrencia que no excluyen la ocurrencia de atascos que abarcan recursos en múltiples sistemas abiertos (atacos globales), se supone que dichos atascos son evitados o detectados.

NOTA – Un medio para ello consiste en utilizar temporizadores que están asociados con las transacciones distribuidas: si una transacción no obtiene un enganche solicitado dentro del intervalo de temporización, la transacción será restituida porque se presume un atasco.

8.9 Seguridad

NOTA – La disposición relativa a la seguridad será objeto de normalización ulterior en forma de enmienda.

Anexo A

Relación del modelo OSI TP con la estructura de capa de aplicación

A.1 Introducción

La presente edición de OSI TP utiliza la terminología y los mecanismos de modelización de la primera edición de la estructura de capa de aplicación (véase ISO/CEI 9545).

Este anexo describe la estructura básica de una invocación de proceso de aplicación (API, *application-process-invocation*) con una invocación de entidad de aplicación (AEI, *application-entity-invocation*) soportando una TPSUI.

A.2 Procesos de aplicación dentro de OSI TP

Los TPSU son parte de los procesos de aplicación. Dentro de un proceso de aplicación pueden existir uno o más TPSU.

Un TPSU utiliza el servicio OSI TP para lograr una comunicación OSI TP. Efectúa dos tareas diferentes específicas a la aplicación:

- a) procesamiento, para lograr parte de la transacción; y
- b) comunicación, para interactuar con TPSU partners.

El servicio OSI TP está disponible en la AEI.

En un proceso de aplicación, exigencias de comunicación específicas a la aplicación de TPSU son satisfechas por uno o más ASE de usuario en uno o más SAO.

Las semánticas para seleccionar TPSU en un proceso de aplicación son llevadas mediante protocolo OSI TP, utilizando direccionamiento de capa de aplicación junto con los títulos e identificadores específicos definidos por esta Recomendación.

A.3 Entidades de aplicación con OSI TP

A.3.1 Invocaciones de AE con OSI TP

Una AEI comunicante que participe en OSI TP consta de uno o más SAO. Esto es, una TPSUI puede estar utilizando simultáneamente varios SAO. Esto no implica una relación de muchos a muchas entre SAO y TPSUI: un SAO dado sólo puede ser utilizado por una TPSUI en cada momento.

A.3.2 La MACF dentro de OSI TP

Una entidad de aplicación que soporta OSI TP incluye siempre una MACF.

Dentro de OSI TP, la MACF es la componente de la TPPM que coordina las interacciones a través de múltiples asociaciones dentro de una AEI para proporcionar el servicio OSI TP. Sus funciones comprenden:

- a) atribución de asociaciones de aplicación para su utilización y reutilización por diálogos y/o canales;
- b) establecimiento y terminación de la vinculación entre una TPSUI y uno o más SAO apropiados; y
- c) coordinación de actividades a través de múltiples asociaciones de aplicación para asegurar las propiedades ACID de transacciones. En particular, la MACF debe:
 - 1) causar la generación de protocolo a través de una o más asociaciones individuales, tal como se requiere para el soporte del servicio OSI TP;
 - 2) haber registrado en almacenamiento seguro los datos de acción atómica necesarios para el soporte de la recuperación, y la información requerida para coordinar la recuperación de los datos ligados de usuario asociados con las transacciones; y
 - 3) coordinar mecanismos de recuperación después de un fallo de aplicación o de comunicaciones para cada SAO dentro de la AEI en nombre de una TPSUI.

A.3.3 Los SAO dentro de OSI TP

Cada SAO comprende uno o más ASE de usuario de asociación simple que soportan la comunicación específica a la aplicación de TPSUI y los aspectos asociación simple de la TPPM.

En el contexto de OSI TP, se incluye CCR únicamente cuando se requiere el nivel de coordinación de "commitment" o "one-phase commitment". Si se incluye, CCR, sólo es invocada por la TPPM.

Dentro de los límites de un diálogo, la asociación de aplicación que soporta el diálogo entre dos TPSUI es compartida por el TPASE, el ACSE, uno o más ASE de usuario, y opcionalmente CCR. La semántica de ASE de usuario sólo puede ser intercambiada en ciertos estados de la TPPM; el entorno OSI TP constriñe ASE de usuario, por lo que las reglas de OSI TP son observadas tanto a nivel de servicio OSI TP como a nivel de protocolo OSI TP.

En cada SAO, la SACS modela las siguientes funciones:

- a) la coordinación necesaria de interacciones entre aspectos asociación simple de la TPPM y otros ASE contenidos en el SAO, como se especifica en la definición de contexto de aplicación para la asociación;
- b) la coordinación del uso del servicio presentación por los componentes individuales del SAO; y
- c) la concatenación y separación de APDU, según proceda.

Una definición de contexto de aplicación describe como normas de componentes se incorporan en el entorno TP.

A.3.4 ASE de usuario

En un proceso de aplicación, los requisitos de comunicación específicos de aplicación TPSU se cumplen mediante uno o más ASE de usuario dentro de uno o más SAO dentro de la TPPM.

A.4 Frontera del servicio OSI TP

La funcionalidad global del servicio OSI TP es proporcionada vía la MACF (por ejemplo, en la traducción del servicio de cometimiento (véase la Rec. UIT-T X.861 | ISO/CEI 10026-2) a primitivas de servicio CCR individuales en múltiples SAO).

El servicio OSI TP es tal que la integración de recursos locales en cometimiento de transacción, así como la coordinación del servicio OSI TP con otros servicios de capa de aplicación, pueden ser efectuadas por la TPSUI.

El TPSP incluye una TPPM por cada TPSUI y una CPM por cada AEI. Cada TPPM incluye:

- a) la funcionalidad MACF para OSI TP; y
- b) en cada asociación, un SAO que comprende:
 - 1) funcionalidad SACS para OSI TP;

- 2) ACSE;
- 3) TPASE;
- 4) uno o más ASE de usuario; y
- 5) CCR, si se requiere procesamiento de cometimiento.

Una CPM incluye:

- a) la funcionalidad MACF para OSI TP; y
- b) en cada asociación, una SAO que comprende:
 - 1) funcionalidad SACF para OSI TP;
 - 2) ACSE;
 - 3) TPASE; y
 - 4) CCR.

Anexo B

Nociones didácticas sobre control de concurrencia y situaciones de atasco en OSI TP

Por definición, una transacción distribuida es una unidad atómica de trabajo que o bien tiene éxito, o bien fracasa, totalmente, como un todo. No obstante, también es deseable que las transacciones se ejecuten concurrentemente dentro de un sistema, por lo que deben proporcionarse mecanismos de control de concurrencia para controlar el acceso a recursos compartidos.

En un sistema distribuido es importante que los diferentes gestores de recursos locales, que participan en una transacción, soporten niveles compatibles de control de concurrencia (por ejemplo, soportando ambas actualizaciones permitidas, lecturas repetibles).

Los mecanismos para asegurar la compatibilidad de los esquemas de control de concurrencia quedan fuera del alcance de OSI TP (pueden ser, por ejemplo, una cuestión de aplicación).

Es un problema bien conocido que cuando se utiliza enganchado para controlar la concurrencia pueden ocurrir situaciones de atasco. Cuando esas situaciones se producen en un solo sistema, no representan un problema para el entorno OSI. El sistema puede utilizar cualquier técnica local que elija para solucionar el atasco. Sin embargo en el entorno OSI podría producirse una situación de atasco entre transacciones que están accediendo a recursos en múltiples sistemas abiertos.

Hay dos soluciones básicas para el control de los atascos, que son adecuadas para los sistemas OSI TP: detección de atascos y evitación de atascos.

En la detección de atascos, el sistema aguarda hasta que exista uno. Los algoritmos de detección de atasco utilizan habitualmente un gráfico de espera. Un gráfico de espera es un gráfico dirigido que indica qué transacciones están esperando a otras transacciones. En el entorno de procesamiento distribuido, los gráficos de espera locales tienen que ser combinados para formar un gráfico de espera global.

La principal desventaja de la detección de atascos es la tara adicional que constituye el mantenimiento de los gráficos de espera y la detección de los ciclos en dichos gráficos.

En la evitación de atascos, el atasco se evita abortando transacciones en situaciones que puedan conducir a un atasco. Se permite la prosecución de las transacciones a menos que un recurso solicitado esté indisponible. Si un recurso no está disponible puede abortarse la transacción retenedora o la transacción solicitante. El criterio de selección de la transacción que habrá de ser sacrificada depende del esquema de evitación utilizado.

Uno de esos esquemas es el basado en la temporización de atasco. Cada transacción tiene asociado un tiempo máximo durante el cual espera para obtener un enganche de recurso.

Supóngase que una transacción, T1, requiere un enganche al recurso R1. El algoritmo de temporización de atasco se implementa de la siguiente manera:

Temporización de atasco

Si la transacción T1 obtiene el enganche a R1 dentro del intervalo de temporización de atasco, la transacción T1 continúa el procesamiento.

Si la transacción T1 no obtiene el enganche a R1 dentro del intervalo de temporización de atasco la transacción T1 aborta.

La evitación de los atascos puede ser mejor en algunos sistemas, por al menos dos razones. En primer lugar, si los atascos son muy raros, el coste suplementario de la detección (en términos de código de sistema, etc.) podría no estar justificado. En segundo lugar, es posible que la detección provoque que ciertos puntos sensibles del sistema ("cuellos de botella") resulten demasiado congestionados de tráfico durante el tiempo necesario para la detección y resolución de un atasco.

Hay muchos algoritmos de detección de atascos y de evitación de atascos. Algunos de ellos pueden utilizarse en entornos distribuidos. Son de dos clases:

- a) Precisos: Los que siempre detectan atascos reales y nada más que atascos reales.
- b) Imprecisos: Los que siempre detectan atascos reales, pero a veces también notifican como atascos lo que son operaciones correctas.

Por ahora no existen algoritmos de atascos "precisos" bien comprendidos, que funcionen en entornos heterogéneos con una buena eficiencia de comunicación. En consecuencia se supone la detección de atascos locales vía temporizadores, un mecanismo "impreciso".

Anexo C

Nociones didácticas sobre el protocolo commit de dos fases para restitución presupuesta

Una transacción distribuida se caracteriza por que hay varios participantes en la misma que necesitan efectuar trabajo al cometer la transacción. Dicho trabajo ha de efectuarse de manera ordenada. Por ello se divide en dos fases.

En la primera fase, los participantes registran cambios a los recursos protegidos en almacenamiento seguro, para garantizar la "A", "C" y "D" de las propiedades ACID. Si todos los participantes tienen éxito, se pasa a la segunda fase registrando que la transacción ha cometido. En la segunda fase se liberan todos los recursos retenidos por la transacción. Con ello se garantiza la "I" de las propiedades ACID.

Hay un coordinador de cometimiento que se ocupa de determinar la compleción satisfactoria de la primera fase. El coordinador de cometimiento hace esto recogiendo los votos "ready" de los participantes. Si se alcanza un consenso de READY, la transacción se completa como COMMITTED.

En restitución presupuesta, durante la recuperación que sigue a un fallo, el coordinador de cometimiento es responsable de informar a los vecinos del resultado final de la transacción solamente si ésta es COMMITTED. Si un nodo tiene una transacción en estado READY después de un fallo, el nodo es responsable de preguntar a su maestro de cometimiento sobre el resultado final de la transacción. Si el maestro de cometimiento no tiene conocimiento de la transacción, supondrá entonces que la transición debe ROLLBACK. La respuesta del maestro de cometimiento podría ser también COMMIT o reintentar más tarde. Si no se produce fallo, el maestro de cometimiento es responsable de informar a sus esclavos de cometimiento, cualquiera que sea el resultado.

El protocolo de restitución presupuesta sólo necesita un coordinador de cometimiento que anote sus esclavos de cometimiento cuando éstos hayan votado "ready" y la transacción pueda COMMIT. Esto se efectúa en el nodo coordinador de cometimiento en el registro de log-commit. Un esclavo de cometimiento puede también escribir un registro de log-commit cuando así se lo ordene su maestro de cometimiento, pero no tiene la obligación de hacerlo. El mantener ese registro es una tara en cada transacción, pero acelera la recuperación puesto que la decisión final puede ser propagada dentro de la región interior de cometimiento desde el nodo después del fallo, incluso si las comunicaciones con su maestro de cometimiento todavía están cortadas. Todos los nodos, excepto el coordinador de cometimiento, deben anotar sus maestros de cometimiento (inmediatos) en un registro de log-ready cuando hayan recibido votos de "ready" de todos los esclavos de cometimiento y estén ellos mismos listos, y antes de votar "ready" para el maestro de cometimiento.

Anexo D

Combinaciones de optimizaciones de cometimiento

Este anexo trata diversas combinaciones de optimizaciones relacionadas con cometimiento (que pueden seleccionarse el servicio y protocolo TP mediante unidades funcionales) así como su valor.

D.1 Cometimiento dinámico con control polarizado

La utilización de la unidad funcional de control polarizado en diálogos restringe la libertad de las TPSUI que utilizan la unidad funcional cometimiento dinámico, debido a que, para cada diálogo combinado en el que se selecciona la unidad funcional de control polarizado, una TPSUI tiene que tener control a menos que recibiera una indicación TP-PREPARE o una indicación TP-READY en ese diálogo.

La unidad funcional de control polarizado tiene el mérito de controlar la utilización de diálogos mediante las TPSUI, dando lugar a casos de colisión menos difíciles; sin embargo, con el procedimiento de cometimiento dinámico, esta unidad funcional produce grandes limitaciones: para aplicaciones en las que es necesario el cometimiento dinámico y en el caso de que las colisiones puedan evitarse utilizando un protocolo de control (por ejemplo llamada de procedimiento distante o servidor de cliente), puede ser preferible la utilización de control compartido.

A menos que se aplique el procedimiento penúltimo, un nodo en el que se difunde la petición TP-COMMIT envía una PDU C-PREPARE-RI en todos los diálogos coordinados en los que todavía no se haya intercambiado una PDU C-PREPARE-RI o una PDU C-READY-RI. Este procedimiento implica que una TPSUI puede recibir varias indicaciones TP-PREPARE.

D.2 Implicit prepare no seleccionado y Ready permitido en ambos sentidos

D.2.1 Último subordinado

Esta optimización permite que un nodo en preparación envíe una PDU C-PREPARE-RI a todos sus vecinos excepto a uno, el último subordinado, que recibirá una PDU C-READY-RI cuando su nodo en preparación y su región interior de transacción se encuentran en el estado READY. El último subordinado, que es ahora un coordinador de cometimiento potencial puede elegir ser el coordinador de cometimiento o puede utilizar el mismo la última optimización de subordinado con uno de sus subordinados.

Sin embargo, se puede producir la colisión de una PDU C-READY-RI del último subordinado y una PDU C-PREPARE-RI en control compartido y puede no ser detectada.

Interés

El interés de la optimización de último subordinado es que, puesto que el último subordinado no inicia la liberación de sus datos ligados en primer lugar y puede restituir la transacción en último lugar, permite la selección de un sistema que tiene importantes restricciones en sus datos ligados como último subordinado. La optimización del último subordinado se utilizará normalmente entre una estación de trabajo y un servidor, siendo el servidor el último subordinado.

Combinación con otras unidades funcionales

La unidad funcional de **control polarizado** introduce algunas restricciones: para ser un iniciador de cometimiento, un nodo debe tener control de todos sus diálogos; el último subordinado no tendrá control de su diálogo con su superior.

Si no se selecciona la unidad funcional de **cometimiento dinámico**, el iniciador de cometimiento será la raíz del árbol de transacción. Si se selecciona la unidad funcional cometimiento dinámico, cualquier nodo puede ser el iniciador de cometimiento.

La unidad funcional **sólo lectura** se puede seleccionar libremente en todos los diálogos, una PDU C-NOCHANGE-RI sustituirá a la PDU C-READY-RI pero esta optimización no se puede utilizar a lo largo del árbol en el árbol de transacción.

La unidad funcional **cometimiento de una fase** se puede utilizar libremente.

Los parámetros **Superior-may-send-ready** y **Subordinate-may-send-ready** de la petición TP-BEGIN-DIALOGUE puede utilizarse para restringir la utilización de la optimización del último subordinado. Si una TPSUI no quiere que uno de sus subordinados sea el último subordinado, impide a sus TPPM enviar una PDU C-READY-RI a su subordinado.

D.2.2 Último subordinado tardío

La optimización último subordinado tardío es una variante de la optimización último subordinado; el nodo que prepara envía una PDU C-PREPARE-RI a todos los vecinos, pero, cuando ha recibido una PDU C-READY-RI desde todos sus vecinos excepto uno, envía una PDU C-READY-RI a su último vecino.

El interés de la optimización último subordinado tardío es que evita que el iniciador de cometimiento tenga que elegir entre sus subordinados (lo que puede conducir a complicaciones en sistemas reales si un sistema tiene más de un vecino) pero el último subordinado tardío se encuentra en el estado READY antes de que el último subordinado normal y pierde antes su derecho a liberar sus datos ligados restituyendo la transacción. También es probable que se llegue a colisiones READY/READY.

D.3 Preparación implícita

D.3.1 Unprompted ready

Esta combinación admite un mecanismo denominado unprompted ready o unsolicited ready.

Cualquier nodo en el árbol de transacción puede situar sus datos ligados en el estado LISTO PARA COMETIMIENTO. Cuando los datos ligados del nodo todos menos uno de sus vecinos (el subárbol de nodo si no se selecciona la unidad funcional cometimiento dinámico) se encuentran en el estado LISTO PARA COMETIMIENTO, se envía una PDU C-READY-RI al último vecino (puede ser una PDU C-NOCHANGE-RI si la región interior de transacción es un subárbol y todos sus nodos se encuentran en sólo lectura).

En combinación con la unidad funcional cometimiento dinámico, esta unidad funcional permite construir un árbol de transacción donde cualquier nodo inicie cometer.

Interés

Esta optimización permite transacciones rápidas, eliminando la onda de preparación sin la limitación de preparación con datos permitidos (si el nodo preparado es incapaz de realizar su trabajo, la única solución es restituir la transacción). Sin embargo, un unprompted ready tiene una desventaja: los datos ligados del nodo se ponen en el estado READY en cuanto se termina la parte local de la transacción, prohibiendo la restitución y arriesgándose a que decisiones heurísticas locales liberen los recursos si se retrasa la decisión de cometimiento (a menos que el nodo se encuentre en sólo lectura).

Combinación con otras unidades funcionales

La unidad funcional **control polarizado** introduce algunas restricciones: un nodo debe controlar el diálogo en el que se envía un unprompted ready (o un unprompted read-only).

La unidad funcional **sólo lectura** puede seleccionarse libremente en todos los diálogos pero esta optimización sólo se utilizará para las ramas de transacción que no se encuentran en el trayecto entre el coordinador de cometimiento y la raíz del árbol de transacción puesto que una PDU C-NOCHANGE-RI sólo puede enviarse hacia arriba en el árbol de transacción.

La unidad funcional **cometimiento de una fase** puede provocar que un unprompted ready colisione con una PDU C-NOCHANGE-RI, en este caso el difusor de la PDU C-READY-RI y el difusor de la PDU C-NOCHANGE-RI ambos difunden una indicación TP-COMMIT.

Los parámetros **Superior-may-send-ready** y **Subordinate-may-send-ready** de la petición TP-BEGIN-DIALOGUE pueden utilizarse para restringir la utilización de unprompted ready: únicamente un extremo de la rama de transacción puede enviar unprompted ready (por lo menos uno de los parámetros se pondrá en "true").

D.3.2 Iniciador de cometimiento autónomo

Esta optimización permite a cualquier nodo (que tenga seleccionado preparación implícita en el diálogo superior) iniciar el cometimiento, sin esperar ningún mensaje explícito o implícito desde la raíz.

Este tipo de iniciación de cometimiento por un nodo que no sea de raíz puede confinarse al subárbol de nodo, o también puede pasarse al superior.

En el árbol que utiliza preparación implícita, muchos nodos pueden iniciar de forma independiente el cometimiento, la raíz y todos los nodos que tienen preparación implícita en su diálogo superior. El servicio TP no impone directamente restricciones en el inicio del cometimiento por estos nodos (comprobar este tipo de restricciones precisaría intercambios de protocolo adicionales).

Aunque los nodos no están restringidos por TP, las TPSUI que tiene derecho a iniciar el cometimiento pueden organizarse de tal manera que todas menos una esperarán una señal preparación desde cualquier otro de sus vecinos antes de iniciar el cometimiento.

Como se inicia el cometimiento no afecta directamente a los sentidos en los que fluyan las señales ready, y por lo tanto no afecta directamente a donde se sitúa el coordinador de cometimiento. Como se inicia el cometimiento tampoco afecta la recolección de informes heurísticos y de compleción, que siempre se encuentran hacia la raíz del árbol de transacción.

Interés

Esta optimización permite a un nodo distinto del raíz iniciar el cometimiento. También permite a los subárboles iniciar el cometimiento en paralelo con procesamiento superior ulterior en el árbol.

Si así lo elige la TPSUI, permite iniciar el cometimiento en cualquiera de los nodos aunque esto no sea controlado por el TPSP.

Combinación con otras unidades funcionales

La unidad funcional **control polarizado** introduce algunas restricciones. La señal preparación sólo puede enviarse con control.

Las banderas **Superior-may-send-ready** y **Subordinate-may-send-ready** de la petición TP-BEGIN-DIALOGUE restringirán las direcciones de las señales ready y la ubicación potencial del coordinador de cometimiento independientemente de la iniciación del cometimiento.

Anexo E

Resumen de cambios de la segunda edición

La segunda edición aplica cambios a partir de la enmienda 1 a la norma ISO/CEI 10026-1:1992; la enmienda trata de optimizaciones de cometimiento – incluye enmiendas al modelo, a la definición del servicio y a la especificación de protocolo.

Contenido funcional de la enmienda 1

Las facilidades siguientes está incluidas en la enmienda 1.

- a) **Cometimiento dinámico de dos fases:** se ha introducido como alternativa a los procedimientos de cometimiento de dos fases (estático) de la norma 1992. Con este planteamiento, y bajo restricciones explícitas, tanto el iniciador como el receptor de una trama de transacción puede "señalar dispuesto" o "cometimiento". En el diálogo y en los niveles de transacción, existen restricciones para señalar dispuesto y para solicitar preparaciones explícitas. Esto admite la existencia del mecanismo de cometimiento de dos fases "estático" de la norma ISO/CEI 10026-1:1992.

- b) **Preparación implicada:** la preparación "orientada al superior" (C-PREPARE) es ahora opcional. Ahora una TPSUI puede "señalar dispuesto" basándose en alguna semántica implícita desde su par que indique que el par no enviará más información que pueda afectar a sus datos ligados.
- c) **Sólo lectura:** un nodo puede utilizar este servicio opcional para indicar a su superior que sus datos ligados no han sido modificados y que el nodo no tiene preferencia entre la transacción comete o es restituida.
- d) **Salida anticipada:** un nodo puede utilizar este servicio opcional para indicar a su superior que él mismo y su subárbol no pueden contribuir a la transacción, sus datos ligados no han sido modificados, y así se inhibe de la participación en la transacción.
- e) **Cometimiento de una fase (dinámico o estático):** el cometimiento de una fase estático se proporciona a un nodo que no tiene superior en el árbol de transacción y que no tiene datos ligados. El cometimiento de una fase estático puede ser soportado por sistemas muy simples.

El cometimiento de una fase dinámico sólo se puede utilizar si todas las ramas de transacción menos una señalan sólo lectura o salida anticipada o una fase.

Ni el cometimiento de una fase estático ni el dinámico precisan registración puesto que la recuperación no es pertinente.

- f) **Suprimir:** el TP utiliza el nuevo servicio opcional CCR (C-CANCEL) que admite como facilidad opcional restitución acelerada o no confirmada. El servicio C-CANCEL tiene el mismo efecto que un C-ROLLBACK pero sin ninguna de sus restricciones para el envío. Un C-CANCEL está seguido con un C-ROLLBACK real más tarde para finalizar la rama de transacción.
- g) **Asa de contexto de recuperación (RCH, *recovery context handle*) en el inicio del diálogo:** en la norma ISO/CEI 10026-3:1995, RCH sólo se especifica durante el establecimiento de la asociación. Una facilidad opcional permite su especificación sobre la base de un diálogo.
- h) **Diagnósticos en compleción:** los diagnósticos son ahora soportados de manera funcional en servicios relacionados con cometimiento y restitución.
- i) **Cometimiento de informes heurísticos:** el envío de informes heurísticos puede suprimirse ahora a nivel del diálogo.

La enmienda 1 ha introducido algunas restricciones de servicio globales, es decir restricciones de servicio en un nodo que depende de acciones en otro nodo. Se espera que su aplicación asegure que se cumplen estas restricciones. Estas restricciones son necesarias para evitar colisiones de aplicación con una señal dispuesto, que podría producirse en otro caso utilizando preparación implicada con control compartido. Si la aplicación es incapaz o no quiere "controlar" estas restricciones sólo debería utilizar control polarizado con preparaciones implicadas.

SERIES DE RECOMENDACIONES DEL UIT-T

Serie A	Organización del trabajo del UIT-T
Serie B	Medios de expresión: definiciones, símbolos, clasificación
Serie C	Estadísticas generales de telecomunicaciones
Serie D	Principios generales de tarificación
Serie E	Explotación general de la red, servicio telefónico, explotación del servicio y factores humanos
Serie F	Servicios de telecomunicación no telefónicos
Serie G	Sistemas y medios de transmisión, sistemas y redes digitales
Serie H	Sistemas audiovisuales y multimedios
Serie I	Red digital de servicios integrados
Serie J	Transmisiones de señales radiofónicas, de televisión y de otras señales multimedios
Serie K	Protección contra las interferencias
Serie L	Construcción, instalación y protección de los cables y otros elementos de planta exterior
Serie M	RGT y mantenimiento de redes: sistemas de transmisión, circuitos telefónicos, telegrafía, facsímil y circuitos arrendados internacionales
Serie N	Mantenimiento: circuitos internacionales para transmisiones radiofónicas y de televisión
Serie O	Especificaciones de los aparatos de medida
Serie P	Calidad de transmisión telefónica, instalaciones telefónicas y redes locales
Serie Q	Conmutación y señalización
Serie R	Transmisión telegráfica
Serie S	Equipos terminales para servicios de telegrafía
Serie T	Terminales para servicios de telemática
Serie U	Conmutación telegráfica
Serie V	Comunicación de datos por la red telefónica
Serie X	Redes de datos y comunicación entre sistemas abiertos
Serie Y	Infraestructura mundial de la información
Serie Z	Lenguajes de programación