Diseño Automático de un Modelado Conceptual Operacional de Sistemas de Información a partir de un Modelado Conceptual Deductivo

Tesis Doctoral de Salvador Villena Morales
dirigida por Dr.D. Buenaventura Clares Rodríguez

Septiembre, 1997

Agradecimientos

Quisiera agradecer de manera especial a Buenaventura Clares Rodríguez por haber aceptado dirigir esta tesis, así como por sus críticas constructivas vertidas e incontables consejos que han contribuido a la realización de este trabajo.

También deseo agradecer a Rafael Molina Serrano, director de E.T.S.I.I de Granada, por sus continuas muestras de apoyo y confianza hacia mi persona que ha contribuido a mantener en alto mi estado de ánimo día a día.

Por último, quisiera agradecer al Departamento de Lenguajes y Sistemas Informáticos de la Universidad de Granada por su apoyo e innegable ayuda ofrecida en todo momento.

A mis padres
y
Carmen.

Índice General

Capítulo 1

Introducción

En la actualidad, las fases de diseño e implantación de sistemas de información (SI) requieren un coste considerable en tiempo y medios, lo que justifica que en las últimas décadas hayan surgido numerosas metodologías en la ingeniería software cuyo objetivo es resolver este problema. Estas metodologías se encuadran en lo que se ha llamado paradigma de las especificaciones ejecutables. El paradigma de las especificaciones ejecutables de sistemas pretende conseguir la automatización de las fases de diseño e implantación de manera que la implantación obtenida sea eficiente.

Por otro lado, parte de los esfuerzos invertidos en la mejora del diseño e implantación de los SIs se han dirigido hacia el modelado Conceptual (MC) [OLL80] [OLL82] [BRO84] [OLL83] [SER85] [OLL86] [OLL88] [SCH89] [HAM91] [CHU91] [HOR93].

Así, la búsqueda de especificaciones ejecutables para los SIs ha contado igualmente con numerosas contribuciones que han abordado el problema desde puntos de vista distintos, permaneciendo vigente el paradigna de las especificaciones ejecutables y prototipado rápido [TEI69] [BAL81] [BAL82] [BAL83] [BAL85] [FRE85] [GRE88] [JAR92].

Desde la perspectiva de la MC de SIs, en la línea de obtener implantaciones automáticas, y más concretamente, en el área de la programación automática, cabe reseñar el proyecto TI (Transformational Implementation)

[BAL82] que aporta una implantación ejecutable a partir de la especificación del diseño del SI en lenguaje GIST, proporcionando una herramienta útil para el prototipado rápido.

El diseño automático de SIs a partir de la especificación de requerimientos precisa deducir y determinar, automáticamente, las decisiones necesarias para completar el diseño de los mismos. En nuestro caso, el diseño lógico de SI MC requiere tomar decisiones de diseño que determinen:

· una MC de las bases de datos,

· una estructura de los datos y

· un diseño de las transacciones que sea adecuado con el entorno de implantación.

Para diseñar la MC de las base de datos es necesario decidir qué información del SI es almacenada y cuál no, así como la estructura de los datos. El diseño de las transacciones se realiza en base al esquema conceptual de la base de datos, la dinámica del SI en el tiempo, y los medios disponibles en el entorno de implantación. El esquema conceptual de la base de datos y las transacciones representan, respectivamente, el esquema estático y dinámico del SI.

En la MC de SIs se distinguen dos enfoque: *Operacional* (MCO)y *Deductivo* (MCD) [OLL82] [GUS82] [OLI82] [OLI83]. La mayoría de las metodologías aparecidas en las últimas décadas proporcionan un lenguaje para expresar la MC de SIs. Así, lenguajes como BASIS [LEV83], BETA [BRO82], REMORA [ROL82] [ROL81], GIST [BAL82], INFOLOG [FIA85] NIAM [VER82] [NIJ89], TAXIS [MYL80] [MYL84] OBLOG [SER88] [SER89] están ligados a los modelados conceptuales enfoque operacional y lenguajes como CIAM [GUS82], DADES [OLI82] [SIS87], IPL [GRI82], ODISSEA [QUE91] surgen desde los modelados conceptuales enfoque deductivo.

Un SI MCO aparece especificado esencialmente por medio de un esquema conceptual de la base de datos y por un conjunto de transacciones (operaciones) que son disparadas por interacción del SI con su entorno. En algunas metodologías de MCO aparece, además, un conjunto de reglas de derivación. Las reglas de derivación permiten inferir información desde los datos almacenados en la base de datos, mejorando la complejidad espacial de la implantación resultante. En general, las metodologías que ofrecen una MCO de SIs nos proporcionan criterios y herramientas que facilitan el diseño de la MC de la base de datos y del conjunto de transacciones.

Por otro lado, la MCD modela el SI desde un nivel de abstracción diferente al usado por la MCO. La MCD parte de un entorno de diseño hipotético sin límites en espacio y tiempo (un entorno más de laboratorio que del mundo real) y representa al SI mediante un conjunto de reglas de derivación y un conjunto de restricciones de integridad. Las reglas de derivación definen la existencia de las entidades u objetos del SI para cada instante mediante condiciones de existencia, mientras que las restricciones de integridad representan las condiciones que debe cumplir todo estado alcanzado por el SI.

Tanto las condiciones de existencia como las restricciones de integridad son formuladas en función de la existencia, o no, de entidades o eventos acontecidos en los instantes anteriores (o estados anteriores) por los que ha transcurrido la vida del SI.

Ejemplo 1.1
La condición de existencia de una entidad que representa la pertenencia de una persona P al cuerpo de funcionarios Q en el instante actual t, sería formulada de la forma:

si t es posterior al 3/6/1942 donde fue creado Q, y no existe un instante t_1 anterior o actual donde P haya sido excluido, y existe un instante t_2 anterior donde P ha aprobado las oposiciones, y existe un instante t_3 anterior o presente y posterior al instante t_2 donde P haya tomado posición.

La MCD usa el tiempo como mecanismo para expresar la dinámica del SI en base a las ideas aportadas en [YOU58] [LAN66] [BUB76] [BUB77] [BUB80]. Así, las entidades y los eventos del SI MCD son concebidos con una dimensión temporal representada mediante un argumento extra. La vida de la entidad o evento queda representada al incluir el tiempo como un argumento más en su representación. Por consiguiente, la MCD formaliza la vida del sistema tomando como base una secuencia de instantes (marco temporal), lo que le confiere un carácter histórico.

Las decisiones de diseño que se adoptan en la MCD se reducen básicamente a establecer qué datos representan los objetos o entidades del SI y los eventos (hechos) acontecidos en su entorno, así como definir las condiciones de existencia de cada entidad y de las restricciones de integridad.

La MCD está más cerca del análisis de requerimientos que de la fase de diseño. La conducta de un SI MCD aparece incluida en las reglas de derivación e integridad, no siendo necesario diseñar las operaciones, hacer distinción entre restricciones estáticas y dinámicas, decidir qué información es almacenada, etc.. En contrapartida, la implantación de SIs MCD requieren diseñar el conjunto de transacciones y la MC de la base de datos.

Sin embargo, la MCD dispone de una semántica fácil e inmediata en un entorno de implantación sin limitaciones de espacio y tiempo. La semántica asociada con la MCD necesita un entorno de implantación capaz de almacenar todos los eventos acontecidos, y que puedan acontecer, en el entorno del sistema, por lo que en cualquier instante se dispone de todos los estados por los que ha transcurrido el sistema, requiriendo en consecuencia un tratamiento histórico.

Las ventajas aportadas por la MCD frente a la MCO han sido suficientemente discutidas en la literatura [OLI82], [GUS82], [KUN83], [SIS87], [SAN94]. Estas justifican su utilidad para el desarrollo de los SIs pero. sin embargo, su complicada implantación ha contribuido a su escasa repercusión en comparación con la tenida por la MCO.

No obstante, ambos enfoques (operacional y deductivo) de la MC de SIs proporcionan dos líneas complementarias desde las que se podría abordar el estudio de la automatización parcial o total de la fase de diseño de los SIs. Así, desde el enfoque operacional, el problema de la implantación automática se reduce a automatizar las decisiones de diseño anteriormente mencionadas, esto es, automatizar la MC de los SIs. En consecuencia, desde el enfoque deductivo el problema consiste en obtener automáticamente una MCO que a su vez permita una implantación automática.

1.1 Automatización de la fase de diseño.

En el enfoque operacional, y en la línea de automatizar el diseño caben destacar las aportaciones ofrecidas por las metodologías ISDOS [TEI69], ADDISA [SHO88] [SHO90A] [SHO90B] [SHO91] [SHO95] y el proyecto DAIDA [MYL90] [CHU91] [JAR92].

La metodología ISDOS (Information Systems Design and Optimization) [TEI69] es una integración de herramientas que permite la verificación de las especificaciones del SI y facilita las tareas de diseño en base a la información ofrecida al diseñador en cada una de las fases de desarrollo.

La metodología ADDISA [SHO88] [SHO90A] [SHO90B] [BAB91] [SHO91] puede considerarse como un refinamiento del diagrama de flujo de datos (DFD). Esta metodología proporciona un DFD a partir del que se obtiene, automáticamente, el árbol de menús de interfaz con el usuario, identificación de las transacciones y sus componentes principales, y la conversión del esquema conceptual a relaciones normalizadas.

El punto de partida de ADDISA es un análisis estructurado de los SIs en donde se realiza una descripción jerarquizada de los DFDs. Los DFDs son definidos en base a tres tipos de entidades (de usuario, de tiempo y de tiempo real), y el concepto de transacción es concebido como una tarea independiente que realiza el SI. Toda transacción tiene un comienzo, realiza una tarea definida por el usuario, y activa o desactiva el sistema en un estado coherente.

En la etapa de diseño del DFD se obtiene el diccionario de datos. Posteriormente, el diseñador identifica las transacciones en base a distinguir, en el DFD, entre flujos de datos y flujos de control (que disparan las funciones). Por último se obtienen las transacciones FSM desde los flujos de control.

Además, ADDISA dispone de un algoritmo que descompone las transacciones FSM en transacciones simples, que son implementadas mediante un conjunto jerarquizado de máquinas de estados finitos.

La metodología ADDISA requiere que se tomen decisiones de diseño sobre las transacciones (distinguir las interpretaciones relevantes y la definición de las FSM) y la estructura de los datos. En contrapartida, nos proporciona automáticamente la MC de la base de datos y la implantación. Por consiguiente, esta metodologia nos ofrece una automatización parcial de las fases de diseño y una automatización completa de la fase de implementación.

En la actualidad, la metodologia ADDISA ha sido completada en dos sentidos. Por un lado para contemplar la estimación de la métrica del software [SHO96], y por otro, ha evolucionado hacia el diseño orientado a objetos [KOR95]. Pero no ha aumentado el nivel de automatización de la fase de diseño.

El proyecto DAIDA [MYL90] [CHU91] [JAR92] ha sido pensado para el desarrollo de un entorno que permita construir y mantener SIs. DAIDA ofrece tres herramientas. Una para la especificación de los requerimientos en lenguaje TELOS, otra para el diseño especificado en lenguaje TDL, y una última herramienta para la implantación expresada en lenguaje DBPL. Estas tres herramientas están integradas en un manejador de base de conocimiento. Las aportaciones ofrecidas por el proyecto DAIDA consisten en heredar en cada etapa las decisiones tomadas en etapas anteriores, así como obtener la especificación de la implantación de forma automática.

En conclusión, y desde la óptica de la MCO, los avances obtenidos en el diseño automático se podrían resumir en aportaciones que contribuyen a un diseño parcialmente automático. Más concretamente, las metodologías existentes necesitan del diseñador para la definición de las transacciones de un modo más o menos refinado y de la MC de la base de datos. No obstante, éstas aseguran una implantación automática.

El diseño automático desde una especificación MCD de un SI ha sido abordado en [WEI85], [SIS87] y [SAN94]. Las propuestas en [WEI85] y [SIS87] estudian la implantación como una interpretación de la semántica propia de la MCD.

Weigand en [WEI85] propuso una forma de transformar una especificación MCD de un SI en un programa PROLOG, siendo el intérprete PROLOG quien interpreta la semántica de la MCD. Esta solución no aborda ninguna de las decisiones de diseño, pero es consecuente con el marco histórico propio de la MCD. La utilidad de esta solución es únicamente para el prototipado, siendo inaceptable como solución final.

Sistac propone en [SIS87] un sistema generador de prototipos en base a generar el esquema de la base de datos donde aparecen almacenadas los hechos y la información derivada, trasladando la interpretación de la semántica de la MCD al manejador de base de datos. Esta solución mejora la propuesta en [WEI85], pero igualmente queda restringida al prototipado.

Sancho propone en [SAN94] una forma de obtener automáticamente las transacciones asociadas con cada tipo de evento o hecho definido en la MCD según el modelo transaccional propuesto en [GUS82], donde cada transacción es definida por una precondición y por un conjunto de transacciones básicas. El diseñador sólo necesita obtener la MCD del SI, abstraer la conducta de las entidades del SI en el tiempo y decidir la información que debe ser almacenada (la MC de la base de datos). La especificación transaccional obtenida no contempla la posibilidad de deducir reglas de derivación y requiere un manejador de bases de datos deductivas para su implantación.

En la línea de automatizar la fase de diseño de los SIs no tenemos constancia de otras aportaciones que superen el nivel de automatización ofrecida por las aportaciones mencionadas anteriormente.

A modo de conclusiones, los problemas que aún quedan abiertos en la MCD son

a) obtener automáticamente una implantación transaccional a partir de una especificación MCD de un SI,

b) conseguir implantaciones optimizadas según requisitos del entorno de implantación, y

c) extender la MCD a sistemas mas generales.

Nosotros nos centraremos en el estudio del problema (a) y (b), fijándonos en los objetivos que se exponen a continuación.

1.2 Objetivos.

Esta tesis pretende aportar soluciones en el ámbito del paradigma de las especificaciones ejecutables [BAL81], proponiendo un método para automatizar la implantación de SI MCD.

Para acometer este objetivo podríamos optar por completar la solución aportada en [SAN94] o buscar otra solución alternativa.

La primera opción necesitaría solucionar la deducción automática de la conducta temporal de las entidades y la decisión de qué información debe ser almacenada. La resolución del primer problema conduciría a razonar temporalmente con la especificación MCD de los SIs en base a los tipos de conducta temporal requeridos en [OLI89] [SAN94]. Este problema no tiene una solución inmediata. Una posible vía de solución podría enfocarse hacia el estudio de cada entidad del SI a lo largo de todas las posibles vidas del mismo, pero, obviamente, esto es inviable por su costo.

En este trabajo hemos optado por la búsqueda de una solución alternativa que permita obtener automáticamente el conjunto de transacciones disparadas por cada evento, la conducta temporal de las entidades que modelan el SI, y la información que es almacenada en la base de datos, siendo éste el objetivo central, aunque no el único, que nos proponemos desarrollar a continuación.

1.3 Soluciones aportadas.

Como se ha comentado anteriormente, el principal problema que nos planteamos es el de obtener un conjunto de transacciones que represente la implantación de un SI MCD. Esto es, partiendo de una especificación MCD de un SI, deseamos obtener una descripción operacional del mismo.

En la solución que proponemos a este problema se ha optado por un marco temporal dinámico (ya que habitualmente las operaciones son concebidas como transacciones que se ejecutan cuando se cumplen unas precondiciones y postcondiciones expresadas en función de las entidades en el estado anterior e instante actual, así como de los hechos acontecidos en el instante actual) mientras que, por otro lado, cualquier especificación MCD se concibe y define bajo un marco temporal puntual. Evidentemente, ésto nos plantea el problema de tener que unificar ambos marcos, optando por alguno de ellos. En esta tesis se ha optado por el marco temporal dinámico, teniendo que expresar en él toda especificación MCD, y siendo éste el problema cláve de este trabajo.

La unificación de los marcos temporales puede abordarse de dos formas. Una como la propuesta en [SAN94], donde la MCD resultante de aplicar el modelo de eventos internos es transformada en otra MCD bajo un marco temporal dinámico en base al conocimiento de la conducta de las entidades en el tiempo. Este modo de solucionar el problema requiere conocer previamente la conducta temporal de las entidades del SI. Otra forma, la elegida en este trabajo, consiste en transformar directamente la MCD de un SI en otra MCD expresada bajo un marco temporal dinámico, aplicando las ideas aportadas en [VIL91] [VIL92] [CHO95] y la interpretación de las restricciones temporales que aparecen en las condiciones de existencia y restricciones de integridad. A este proceso le denominaremos ***aplanamiento temporal*** y a continuación se describe de forma resumida.

En las restricciones de integridad y condiciones de existencia presentes en una MCD de un SI aparecen referencias temporales absolutas y/o relativas relacionadas por medio de una relación de orden. Estas relaciones son llamadas *restricciones temporales.*

Ejemplo 1.2
En la condición de existencia de la entidad funcionario formulada en el ejemplo (1.1) aparecen las restricciones temporales siguientes:

t>3/6/1942, $t_1 \leq t$, $t_2 \leq t$, $t_3 \leq t$ y $t_3 > t_2$,

donde t_1 , t_2 , t_3 y t son referencias temporales relativas y 3/6/1942 es una referencia temporal absoluta.

Las restricciones temporales construidas por referencias temporales relativas expresan cuando una condición debe cumplirse antes que otra, sin hacer referencia explícita a un instante concreto, y con la consiguiente pérdida del carácter puntual propio del marco temporal adoptado en la MCD. Esto nos permitirá descomponer las restricciones temporales en expresiones bajo un marco temporal dinámico, y justifica la estrategia adoptada para el proceso de aplanamiento temporal en este trabajo.

El proceso de aplanamiento temporal que establecemos determinará la información que deba ser almacenada y el tiempo que ésta deberá permanecer almacenada. La información almacenada nos recuerda las restricciones temporales que han sido satisfechas y deben permanecer disponibles hasta que hayan causado su efecto en la evaluación de una condición de existencia o restricción de integridad.

Para formalizar el proceso de aplanamiento temporal adoptaremos el marco ofrecido por la lógica de primer orden, el marco temporal ($\mathbb{T}$,<) (donde $\mathbb{T}$ representa los instantes por los que ha transcurrido la vida del sistema) y las hipótesis siguientes:

1.a) Los SIs MCD estudiados en este trabajo son sistemas activos abiertos [LIN90]. Un sistema es activo si el proceso de cambio de estado es conocido, y un sistema es abierto si existe una relación entre los cambios sufridos en el sistema y los cambios sufridos en su entorno.

1.b) La formulación de las condiciones de existencia y de las restricciones de integridad hace referencia sólo al instante actual y a instantes pasados [SER80].

1.c) En el entorno del SI no puede acontecer más de un evento en el mismo instante.

1.d) Invarianza del pasado con respecto al futuro. El pasado no puede cambiarse en el instante acutal o en un instante futuro.

1.e) Se supone que la secuencia de instantes en $\mathbb{T}$ es isomorfa con los números enteros positivos [LUN82].

1.f) En todas y cada una de las tuplas que representan objetos o entidades de un SI sólo puede aparecer una dimensión temporal.

1.g) Las condiciones de existencia deben definir por completo las entidades y, además, las dimensiones temporales que hayan en las condiciones de existencia y restricciones de integridad deben aparecer relacionadas de forma directa o indirecta con el instante actual mediante las restricciones temporales.

Una vez aplicado el proceso, toda especificación aplanada temporalmente deberá cumplir los dos requisitos siguientes:

i) no pueden aparecer restricciones temporales, y

ii) debe mantener toda la expresividad de la MCD inicial.

En consecuencia, toda especificación aplanada temporalmente admitirá dos entornos de interpretación dependiendo de la estrategia de razonamiento adoptada. Si optamos por un razonamiento hacia adelante nos bastará un manejador de base de datos para inferir la semántica de la MCD. Y si optamos por un razonamiento hacia atrás (el único que inicialmente admite la MCD) necesitaremos un manejador de bases de datos deductivas para inferir los estados del SI MCD.

Además, una especificación aplanada temporalmente se caracterizará por la formulación de las condiciones de existencia y de las restricciones de integridad mediante condiciones definidas en función de los instantes actual e inmediato anterior, por lo que resultaría inmediato expresarla bajo una lógica temporales haciendo desaparecer la dimensión temporal presente en todas las entidades, hechos y restricciones de integridad definidos en la MCD e introduciendo el operador temporal pasado inmediato.

Para obtener las operaciones transaccionales a partir de una especificación aplanada temporalmente será necesario deducir cuando una entidad o restricción de integridad es dada de alta y/o de baja. Para ello será necesario deducir, a partir de sus propias condiciones de existencia expresadas de forma aplanada, cuando son evaluadas verdad si en el instante anterior fueron evaluadas falsas y al reves, cuando son evaluadas falsas si en el instante anterior fueron evaluadas verdad.

Para conseguir el aplanamiento temporal de una especificación introduciremos un tipo de entidada que llamaremos *entidad primitiva*. Las condiciones de alta y baja de las entidades primitivas serán deducidas de forma inmediata a partir de su propia definició, mientras que las condiciones de alta y baja de cada entidad o restricción de integridad serán obtenidas en base a las condiciones de alta y baja de las entidades primitivas introducidas en el proceso de aplanamiento temporal y a dos relaciones de equivalencias que definirán la existencia y no existencia de las entidades en función de las condiciones de alta y baja de las propias entidades. En el caso de restricciones de integridad sólo tiene sentido obtener las condiciones de alta, que expresan las condiciones que nunca deben cumplirse para alcanzar un estado permitido al SI.

Por otro lado, una información será almacenada si no es derivable y viceversa. Una información puede ser derivable si aparece definida en la especificación aplanada temporalmente mediante condiciones de existencia para el instante actual, y sólo para ese instante. Una vez que el diseñador decida si desea obtener una implantación optimizada temporalmente o espacialmente, resultará inmediato inferir la información que debe ser almacenada y cual debe ser derivada. La información derivada aparecerá definida expresamente en la especificación aplanada temporalmente. Las reglas de derivación pueden transformarse para inferir información bien desde un manejador de bases de datos o bien desde un manejador de bases de datos deductivas.

Establecida qué información que debe ser almacenada y cuál derivada, así como las condiciones de alta y baja para cada entidad y de alta para cada restricción de integridad, nos restará deducir las operaciones transaccionales.

Las operaciones transaccionales serán definidas para cada hecho mediante una precondición y un conjunto de transacciones elementales, como en [BUB82]. La precondición recogerá todas las condiciones de alta de las restricciones de integridad donde aparecerá el hecho. Las transacciones elementales estarán formadas por una precondición y por los conjuntos de entidades que se den de alta y de baja. Las condiciones de cada transacción elemental serán obtenidas a partir de las condiciones de alta y de baja donde aparecezca el hecho. Por tanto, las operaciones transaccionales será otra forma de expresar las condiciones de alta y de baja de cada entidad y restricción de integridad.

El proceso propuesto en este trabajo consigue automatizar la fase de diseño y validar la MCD de SIs. El diseñador sólo tiene que confeccionar la MCD del SI y decidirse por una optimización espacial o temporal.

Una de las desventajas históricas de la MCD ha sido la dificultad de su validación [KUN83]. Como se pondrá de manifiesto en lo que sigue, el proceso propuesto en este trabajo genera información que aumenta la comprensibidad de la MCD y facilita su validación. Además, partiendo de las condiciones de alta de las restricciones de integridad ,y considerando la especificación aplanada temporalmente, es posible confeccionar un diagrama de flujo de datos del SI MCD. Este podría ser integrardo en la metodologia ADDISA disponiendo así de una forma de obtener una implantación automática.

1.4 Organización.

Esta tesis está estructurada de la forma siguiente: este capítulo introducción donde se plantea el problema objeto de esta tesis. El capítulo segundo estudia la MCD y establece el marco formal y la notación usada en el resto de capítulos. El capítulo tercero propone la forma de razonar temporalmente para inferir la conducta temporal de las entidades modeladas. Los capítulos cuarto y quinto abordan el problema del aplanamiento temporal de fórmulas simples y generales respectivamente. El capítulo sexto propone el proceso para obtener las condiciones de alta y de baja de cada entidad y restricción de integridad. En el capítulo séptimo se determina la MC de la base de datos, se obtiene el conjunto de reglas de derivación y el conjunto de operaciones transaccionales asociadas con cada hecho. Por último, en el capítulo octavo se exponen las conclusiones y trabajos futuros.

Capítulo 2

Formalización del Modelado Conceptual Deductivo

2.1 Introducción.

El objetivo de este capítulo es determinar los componentes esenciales que definen cualquier SI MCD, así como establecer un marco formal que nos permita razonar formalmente sobre la especificación MCD de SIs.

El modelado de sistemas activos abiertos representan el mundo real mediante las entradas al sistema, las salidas del sistema y la función que transforma las entradas en salidas. Las entradas representan los estímulos acontecidos en el entorno del sistema y las salidas representan la respuesta del sistema a las entradas. En general, las salidas corresponden a una visión parcial del estado del sistema en cada instante. El modelado del sistema define el estado para cada instante.

Las tareas de diseño requeridas para el modelado de sistemas se centran en la definición de la función que representa al sistema. Básicamente se distinguen dos enfoques. Uno que define la función del sistema como una función que genera las salidas dependiendo del estado y de las entradas, y otro que concibe el sistema en el tiempo [YOU58] [LAN66] como sucede con la MCD.

El primer enfoque requiere un mayor esfuerzo en el diseño que el segundo. En contrapartida, para diseñar sistemas bajo la dimensión temporal es necesario fijar un marco temporal, mecanismos de inferencia que permitan razonar e inferir información temporal y, además, decidir cómo se modelan los cambios del sistema en el tiempo.

El marco temporal depende de la imprecisión inherente a la medida del tiempo, lo que dificulta su representación. En general, el tiempo es considerado puntual. Dependiendo del sistema y del gránulo de medida del tiempo, éste puede considerarse discreto o denso. En general el marco temporal se representa mediante un conjunto de instantes $\mathbb{T}$ y una relación de orden total $<$. Habitualmente, el lenguaje natural referencia al tiempo de forma compatible con la concepción discreta del tiempo.

Para el razonamiento temporal puede optarse por la lógica de primer orden [BUB77], el cálculo de situaciones [MAC69], el cálculo de eventos [KOW86], o la lógica temporal.

Las metodologías MCD de SIs propuestas en [GUS82] [OLI82] [GRI82] optan por un marco temporal puntual discreto, una lógica de primer orden con restricciones generales que permita el razonamiento temporal, y modelar el cambio del sistema en el tiempo en base a los hechos. Cuando un hecho acontece en el entorno del SI en el instante t, éste queda marcado con el instante t e induce cambios en el SI.

Para cada sistema modelado se define un marco temporal con una granularidad suficientemente fina como para distinguir los cambios de los elementos individuales que constituyen el sistema.

Las ventajas de la MCD ha sido estudiadas desde muy distintas perspectivas, aunque, no obstante, en este trabajo adoptamos el marco propuesto en [KUN83]. Kung propone en [KUN83] cinco características que debería tener el modelado conceptual ideal, y son:

· Comprensibilidad,
· Expresibilidad,
· Independencia del proceso,
· Verificabilidad y
· Variabilidad.

La comprensibilidad mide la facilidad para que el usuario se integre en el marco de referencia usado por el diseñador e implementador. En el caso de la MCD, la comprensibilidad es deficiente, ya que el usuario debe estar familiarizado con la lógica de primer orden. La expresibilidad mide la potencia expresiva de la MC. La MCD se caracteriza por su alto grado de expresibilidad debido a su perspectiva temporal. La independencia del proceso mide cuanto está la MC desligada del procesamiento de los datos. La MCD ofrece una independencia total. La verificabilidad mide la posibilidad de comprobar inconsistencias. En la MC, en el caso de la MCD es inmediato debido al marco formal adoptado. Por último la variabilidad mide el grado de evolución que admite la MC. La MCD permite introducir cambios de forma inmediata con tan sólo incluir nuevas reglas o cambiar las existentes.

En conclusión, si la MCD permitiese una mayor compresibilidad (o similar a la MCO) resultaría una MC ideal muy superior a la MCO. Esta desventaja es suavizada como resultado de aplicar el proceso de diseño automático que proponemos en este trabajo.

Seguidamente abordaremos la MCD de SIs, analizando sus especificaciones, delimitando sus componentes esenciales y estudiando su representación formal.

2.2 Modelado Conceptual Deductivo de Sistemas de Información.

La MCD adopta un marco temporal ($\mathbb{T}$,<) donde $\mathbb{T}$ representa el conjunto de instantes por los que va pasando el sistema, y se supone isomorfo a los números enteros positivos [LUN82] y está ordenado totalmente con respecto la relación <. Adoptar este marco temporal puntual requiere considerar todas las entidades del SI con una dimensión temporal, lo que se traduce en representar cada entidad con un argumento extra para la citada dimensión temporal.

Para describir la MCD de SIs utilizaremos los conceptos *Universo del Discurso* (UoD), *Universo de información* (UoI), *base de información* (BI), *información base* (B) e *información derivada* (D) definidos en [GRI82].

UoD en un instante t representa el conjunto de todas las entidades existentes en el mundo real del sistema modelado en el instante t. El UoD cambia con el acontecimiento de los hechos externos al sistema modelado.

BI(t) define el conjunto de información que representa la situación del UoD en un instante t. En BI(t) se distinguen dos subconjuntos disjuntos: B(t) y

D(t). B(t) representa toda la información elemental y D(t) la información deducible.

La MCD considera B(t) como el conjunto de hechos acontecidos desde el instante inicial de la vida del sistema hasta el instante actual t, y define D(t) mediante las entidades que son ciertas (o están presentes) en el instante t.

En las metodologías de MCD de SI D(t) es definido mediante un conjunto de reglas que definen las entidades del SI. Cada entidad es definida por condiciones de existencia formuladas con referencias temporales absolutas y/o relativas [BUB77].

UoI representa el conjunto de todas las BIs que puede alcanzar el SI. UoI representa el dominio del SI y aparece definido en las metodologías mediante restricciones de integridad. Para todo instante t en $\mathbb{T}$, B(t) debe cumplir las restricciones de integridad. Las restricciones de integridad son formuladas como las condiciones de existencia.

La dinámica del SI queda modelada en base al acontecimiento de hechos en el entorno del mismo. Cuando acontece un hecho h en un instante t, éste es marcado con el instante t, resultando $h(t)$, $h(t)$ es añadido a B(t-1) obteniendo B(t) y, como resultado, BI(t-1) pasa a BI(t) debido al cambio sufrido en B(t) con respecto a B(t-1) y la nueva información deducida.

Analizando las distintas especificaciones de los SIs MCD ofrecidas por las diferentes metodologías, podemos suponer que las componentes esenciales para especificar el estado de un SI MCD son las reglas de derivación y las restricciones de integridad. Así pues, para nuestros intereses en este trabajo, las reglas de derivación y de integridad definen por completo el estado del SI en cada instante.

En lo que sigue consideraremos que una especificación de un SI MCD es una dupla (RD,RI), donde RD y RI representan las reglas de derivación y restricciones de integridad que definen B(t) y UoI respectivamente.

2.3 Marco formal para la especificación de SI MCD.

Para la especificación de SI MCD adoptaremos la lógica de primer orden como marco formal de especificación y razonamiento.

Terminología utilizada en este trabajo:

En este trabajo seguiremos la terminología que aparece en [LLO93].

Un *programa lógico* es un conjunto de cláusulas de la forma:

$$A \Leftarrow L_1 \wedge L_2 \wedge \ldots \wedge L_n$$

donde A es una fórmula atómica denominada *cabeza* de la cláusula y L_1, L_2, ..., L_n son literales (átomos positivos o negativos) que constituyen el *cuerpo* de la cláusula. Un programa es *normal* si aparecen literales negativos en el cuerpo de las cláusulas, y en caso contrario se dice que es un programa definido.

Una fórmula atómica está formada por un símbolo de predicado y por términos. Un *término* puede ser una constante, una variable o un símbolo de función definido sobre términos. Un *átomo base* es un átomo construido sin símbolos de variables. En una especificación MCD Ψ de un SI no aparecen símbolos de función.

En un programa lógico S, un símbolo de predicado p queda definido mediante el conjunto de cláusulas de S con p en la cabeza. Todo programa lógico S tiene asociado un lenguaje de primer orden L_S cuyo alfabeto incluye los símbolos de predicado, de variable, de constante y de función que aparecen en S.

Una fórmula bien formada en L_S es *cerrada* si todas las variables aparecen bajo el ámbito de cuantificadores existenciales o universales.

El Universo de Herbrand y la Base de Herbrand de un programa S, que se notarán por U_S y B_S respectivamente, se corresponde con el Universo de Herbrand y Base de Herbrand del lenguaje de primer orden L_S.

Un programa lógico con igualdad tiene asociado un lenguaje lógico con igualdad en el que aparecen los símbolos de predicado '=' y '≠'. Todo programa lógico con igualdad tiene asociada una teoría de igualdad definida por los axiomas siguientes:

1. $c \neq d$, para todo par de constantes distintas c y d.
2. $\forall(f(x_1, x_2, \ldots x_n) \neq g(y_1, y_2, \ldots y_m))$, para todo par de símbolos de función f y g.
3. $\forall(f(x_1, x_2, \ldots x_n) \neq c)$, para cada constante c y símbolo de función f.
4. $\forall(t[x] \neq x)$, para cada término $t[x]$ diferente a x y que contenga a x.
5. $\forall((x_1 \neq y_1) \vee \ldots \vee (x_n \neq y_n) \Rightarrow f(x_1, x_2, \ldots x_n) \neq f(y_1, y_2, \ldots y_n))$, para cada símbolo de función f.
6. $\forall(x = x)$.
7. $\forall(((x_1 = y_1) \vee \ldots \vee (x_n = y_n) \Rightarrow f(x_1, x_2, \ldots x_n) = f(y_1, y_2, \ldots y_n))$, para cada símbolo de función f.

8. $\forall((x_1 = y_1) \vee \ldots \vee (x_n = y_n) \Rightarrow p(x_1, x_2, \ldots x_n) \Rightarrow p(y_1, y_2, \ldots y_n))$, para cada símbolo de predicado p, incluido '='.

En todo programa lógico con igualdad, las cláusulas que definen a un símbolo de predicado p pueden expresarse de la forma:

$p(x_1, x_2, \ldots x_n) \Leftarrow E_1$

...

$p(x_1, x_2, \ldots x_n) \Leftarrow E_m$

transformando las cláusulas de la forma

$p(y_1, y_2, \ldots y_n) \Leftarrow E_i$

por la cláusula

$p(x_1, x_2, \ldots x_n) \Leftarrow \exists y_1 \exists y_2 \ldots \exists y_n (x_1 = y_1) \wedge \ldots \wedge (x_n = y_n) \wedge E_i$.

La definición *completa* del símbolo de predicado p es

$p(x_1, x_2, \ldots x_n) \Leftrightarrow E_1 \vee \ldots \vee E_m$

La compleción de un programa lógico normal S, que notaremos por $Comp(S)$, es una colección de definiciones completas de los símbolos de predicado que aparecen en S junto con la teoría de igualdad.

Los programas lógicos tienen definidas interpretaciones de Herbrand sobre la base de Herbrand. Todo programa definido admite un *modelo mínimo de Herbrand* que es una *interpretación de Herbrand.*

En [APT88] se define un programa normal jerárquico en base a establecer una aplicación de los símbolos de predicado sobre los números naturales, que denomina *aplicación de niveles*, y que denotaremos AN. Un programa normal S es *jerárquico* si existe una aplicación de niveles AN tal que para cualquier cláusula de S se cumple que el nivel del símbolo de predicado de la cabeza es mayor que el nivel de los símbolos de predicado que aparecen en el cuerpo. Igualmente se define un *programa normal estratificado* S como aquel que existe una aplicación de niveles AN tal que para cada cláusula de S se cumple que el nivel del símbolo de predicado en la cabeza es menor o igual que los símbolos de predicado de los literales positivos del cuerpo y menor que el nivel de los símbolos de predicado que aparecen en los literales negados del cuerpo.

La *instanciación* de una cláusula es el conjunto de cláusulas resultantes de sustituir todas las variables que aparecen en la cláusula por todos los posibles valores de constantes en el universo de Herbrand. Un programa lógico S' es instanciación de un programa S si S' está formado por el resultado de instanciar todas las cláusulas de S.

Un programa normal cuya instanciación sea un programa estratificado se denomina ***programa normal localmente estratificado.*** Un programa localmente estratificado no tiene que ser estratificado.

La semántica de los programas normales jerárquicos queda determinada por el modelo mínimo de Herbrand [EMD76], y la semántica de los programas normales estratificados [JAF83], o localmente estratificados es definida por el *modelo perfecto* (un modelo mínimo de Herbrand).

Dado un programa lógico normal S, una cláusula Γ en S es ***admisible*** si todas las variables que aparecen en ella figuran en la cabeza o en literales positivos del cuerpo. Una cláusula Γ en S es *permitida* si todas las variables aparecen en algún literal positivo del cuerpo.

Un ***programa lógico general*** está formado por fórmulas de primer orden de la forma:

$A \Leftarrow W$

donde A es un átomo y W es una fórmula de primer orden (cerrada o no). A estas fórmulas les denominaremos ***cláusulas generales.***

LLoyd, en [LLO84], propone una forma de transformar todo programa general en un programa normal aplicando el siguiente conjunto de reglas de intercambio:

a) Sustituir $A \Leftarrow W_1 \wedge ... \wedge W_{i-1} \wedge \neg(V \wedge W) \wedge W_{i+1} \wedge ... \wedge W_m$
por $A \Leftarrow W_1 \wedge ... \wedge W_{i-1} \wedge \neg V \wedge W_{i+1} \wedge ... \wedge W_m$
y $A \Leftarrow W_1 \wedge ... \wedge W_{i-1} \wedge \neg W \wedge W_{i+1} \wedge ... \wedge W_m$

b) Sustituir $A \Leftarrow W_1 \wedge ... \wedge W_{i-1} \wedge \forall x_1 ... \forall x_n \; W \wedge W_{i+1} \wedge ... \wedge W_m$
por $A \Leftarrow W_1 \wedge ... \wedge W_{i-1} \wedge \neg \exists x_1 ... \exists x_n \; \neg W \wedge W_{i+1} \wedge ... \wedge W_m$

c) Sustituir $A \Leftarrow W_1 \wedge ... \wedge W_{i-1} \wedge \neg \forall x_1 ... \forall x_n \; W \wedge W_{i+1} \wedge ... \wedge W_m$
por $A \Leftarrow W_1 \wedge ... \wedge W_{i-1} \wedge \exists x_1 ... \exists x_n \; \neg W \wedge W_{i+1} \wedge ... \wedge W_m$

d) Sustituir $A \Leftarrow W_1 \wedge ... \wedge W_{i-1} \wedge (V \Leftarrow W) \wedge W_{i+1} \wedge ... \wedge W_m$
por $A \Leftarrow W_1 \wedge ... \wedge W_{i-1} \wedge V \wedge W_{i+1} \wedge ... \wedge W_m$
y $A \Leftarrow W_1 \wedge ... \wedge W_{i-1} \wedge \neg W \wedge W_{i+1} \wedge ... \wedge W_m$

e) Sustituir $A \Leftarrow W_1 \wedge ... \wedge W_{i-1} \wedge \neg(V \Leftarrow W) \wedge W_{i+1} \wedge ... \wedge W_m$
por $A \Leftarrow W_1 \wedge ... \wedge W_{i-1} \wedge \neg V \wedge W \wedge W_{i+1} \wedge ... \wedge W_m$

f) Sustituir $A \Leftarrow W_1 \wedge ... \wedge W_{i-1} \wedge (V \vee W) \wedge W_{i+1} \wedge ... \wedge W_m$
por $A \Leftarrow W_1 \wedge ... \wedge W_{i-1} \wedge V \wedge W_{i+1} \wedge ... \wedge W_m$
y $A \Leftarrow W_1 \wedge ... \wedge W_{i-1} \wedge W \wedge W_{i+1} \wedge ... \wedge W_m$

g) Sustituir $A \Leftarrow W_1 \wedge ... \wedge W_{i-1} \wedge \neg(V \vee W) \wedge W_{i+1} \wedge ... \wedge W_m$

por $A \Leftarrow W_1 \wedge ... \wedge W_{i-1} \wedge \neg V \wedge \neg W \wedge W_{i+1} \wedge ... \wedge W_m$

h) Sustituir $A \Leftarrow W_1 \wedge ... \wedge W_{i-1} \wedge \neg\neg W \wedge W_{i+1} \wedge ... \wedge W_m$
por $A \Leftarrow W_1 \wedge ... \wedge W_{i-1} \wedge W \wedge W_{i+1} \wedge ... \wedge W_m$

i) Sustituir $A \Leftarrow W_1 \wedge ... \wedge W_{i-1} \wedge \exists x_1 ... \exists x_n\ W \wedge W_{i+1} \wedge ... \wedge W_m$
por $A \Leftarrow W_1 \wedge ... \wedge W_{i-1} \wedge \neg p(y_1, ..., y_k) \wedge W_{i+1} \wedge ... \wedge W_m$
y $p(y_1, ..., y_k) \Leftarrow \exists x_1 ... \exists x_n$ W

donde $y_1, ..., y_k$ son variables libres en $\exists x_1 ... \exists x_n$ W y p es un nuevo símbolo de predicado en el programa general.

Así pues, todo programa general puede transformarse en un programa normal equivalente aplicando las reglas de intercambio (a),...,(i) anteriores, y, como consecuencia, el dominio de problemas que pueden formularse mediante programas lógicos aumenta considerablemente. Otro problema es si el programa normal resultante permite aplicar los mecanismos de inferencia automáticos propios de la programación lógica.

Especificación MCD de SI:

Tanto las RD como las RI serán representadas mendiante cláusulas generales cerradas. En el caso de las RI optaremos por la representación en forma denial [KOW79] de las condiciones de integridad, como en ODISSEA [QUE91].

A cada especificación MCD Ψ de un SI se asocia un lenguaje de primer orden con igualdad $\mathbb{L}_\Psi$, tal que el conjunto de símbolos de predicado está formado por los tipos de entidades del SI, los tipos de hechos que pueden acontecer en el entorno del SI, por las restricciones de integridad que aparecen en Ψ y por los símbolos de predicado relacionales '=', '<' y '$\leq$'. El conjunto de constantes en $\mathbb{L}_\Psi$ está formado por todos los posibles datos que pueden aparecer representando a las entidades del SI modelado y por los hechos que pueden acontecer en su entorno.

Las reglas de derivación y las restricciones de integridad de Ψ son de la forma

$$p(\mathrm{X}, t) \Leftarrow W$$

y

$$i(t) \Leftarrow W$$

respectivamente, donde p es un símbolo de predicado que representa a un tipo de entidad del sistema, I es un símbolo de predicado que representa una restricción de integridad, W es una fórmula de primer orden cerrada, X representa los argumentos x_1 , x_2 , ...x_n , y t es la dimensión temporal que expresa el instante actual.

Las restricciones de integridad sólo aparecen con un único argumento que representa la dimensión temporal, a diferencia de como se propone en ODISSEA [QUE91]. Además, todas las dimensiones temporales que aparecen en W deben estar relacionadas con la dimensión temporal t de forma directa o indirecta. Así mismo, los argumentos que aparecen en la cabeza de la regla deben aparecer en átomos W cuya representación normalizada está formada por literales positivos.

Sea Ψ una especificación MCD de un SI. El estado del SI en el instante τ_i está representado por un programa lógico normal formado por el conjunto de reglas de derivación e integridad normalizadas, junto con los hechos acontecidos desde el instante inicial τ_0 hasta el instante τ_i . Notaremos por $\mathcal{E}(\tau)$ al programa normal representante de un estado en un instante τ.

En este trabajo supondremos que todos los estados alcanzados por los SIs MCD son representados por programas normales que admitan un único modelo mínimo de Herbrand, o modelo perfecto en su caso.

2.4 Semántica asociada con la especificación de un SI MCD.

El objetivo de este apartado es comprobar que la semántica de todo SI MCD queda representada mediante la semántica declarativa asociada a los estados por los que pasa el SI. Aunque resulta inmediato, lo confirmaremos mediante un ejemplo.

Ejemplo 2.1.

A continuación exponemos un ejemplo correspondiente a un SI de alquiler de videos que ha sido modelado conceptualmente enfoque deductivo. Las posibles entradas al SI son: petición de una película por un socio, devolución de una película por un socio, alta o baja de un socio en el sistema, alta o baja de películas en el sistema, pedidos de películas a los proveedores, películas recibidas desde los proveedores, alta o baja de proveedores de películas para el sistema.

Estas entradas son representadas por los hechos:
prestar_pelicula(Codigo_socio, Titulo,T),
devolución(Codigo_pelicula,T),
alta_socio(Codigo_socio, Nombre, Domicilio,T),
baja_socio(Codigo_socio,T), alta_pelicula(Codigo_pelicula, Titulo, T),
baja_pelicula(Codigo_pelicula, T),
peticion_pelicula(Titulo, Codigo_proveedor, T),
recibida_pelicula(Titulo, Codigo_proveedor, T),
alta_proveedor(Codigo_proveedor, Domicilio, T) y
baja_proveedor(Codigo_proveedor, T).

El sistema debe conocer en cada instante cuales son sus socios, sus proveedores de películas, las películas vigentes, las películas prestadas y las películas disponibles para ser prestadas.

Esta información ha sido modelada por las entidades

socio(Código_de_socio, Nombre, Domicilio, T),
proveedor(Código_de_proveedor, Domicilio, T),
pelicula(Código_de_película, Título, T),
pelicula_prestada(Códido_de_película, Código_de_socio, T) y
pelicula_disponible(Código_de_película, Título, T)

respectivamente.

El SI debe cumplir las reglas de integridad siguientes:

i1: no se puede dar de baja un socio que tenga prestada una película,
i2: no puede darse de baja un proveedor que tenga un pedido pendiente,
i3: no podemos dar de baja una película que esté prestada,
i4: una película prestada no puede ser prestada y no puede estar disponible,
i5: no podemos admitir la devolución de una película no prestada,
i6: no podemos prestar una película a quien no sea socio,
i7: no podemos pedir una película a un proveedor desconocido,
i8: no podemos dar de alta a un socio existente, y
i9: no podemos dar de alta a un proveedor conocido por el sistema.

Especificación MCD del SI de alquiler de videos:

Predicados Base:

prestar_pelicula(Codigo_socio, Titulo,T)
devolución(Codigo_pelicula,T)

alta_socio(Codigo_socio, Nombre, Domicilio,T)
baja_socio(Codigo_socio,T)
alta_pelicula(Codigo_pelicula, Titulo, T)
baja_pelicula(Codigo_pelicula,T)
peticion_pelicula(Titulo, Codigo_proveedor, T)
recibida_pelicula(Titulo, Codigo_proveedor, T)
alta_proveedor(Codigo_proveedor, Domicilio, T)
baja_proveedor(Codigo_proveedor,T)

Reglas de derivación:

socio(Cs,N,D,T)$\Leftarrow\exists$T1 alta_socio(Cs,N,D,T1)$\wedge$T1$\leq$T $\wedge$
$\neg$($\exists$T2 baja_socio(Cs,T2)$\wedge$T1>T2$\wedge$T2$\leq$T)

proveedor(Cp,D,T) $\Leftarrow$ $\exists$T1 alta_proveedor(Cp,D,T1)$\wedge$T1$\leq$T $\wedge$
$\neg$($\exists$T2 baja_proveedor(Cp,T2)$\wedge$T1>T2$\wedge$T2$\leq$T)

pelicula(Cpl,Ti,T) $\Leftarrow$ $\exists$T1 peticion_pelicula(Ti,Cp,T1)$\wedge$T1<T$\wedge$
$\exists$T2 recibida_pelicula(Ti,Cp,T2)$\wedge$T1<T2$\wedge$T2<T$\wedge$
$\exists$T3 alta_pelicula(Cpl,Ti,T3)$\wedge$T2<T3$\wedge$T3$\leq$T
$\neg$($\exists$T4 baja_pelicula(Cpl,T4)$\wedge$T3<T4$\wedge$T4$\leq$T)

pelicula_prestada(Cpl,Cs,T) $\Leftarrow$ $\exists$T1 pelicula(Cpl,Ti,T1)$\wedge$
socio(Cs,N,D,T1)$\wedge$prestar_pelicula(Cs,Ti,T1)$\wedge$T1$\leq$T$\wedge$
$\neg$($\exists$T4 devolucion(Cp,T4)$\wedge$T1<T4$\wedge$T4$\leq$T)

titulo_disponible(Ti,Cpl,T) $\Leftarrow$ pelicula(Cpl,Ti,T)$\wedge\neg$pelicula_prestada(Cpl,Cs,T)

Restricciones de Integridad:

i1(T) $\Leftarrow$ baja_socio(Cs,T)$\wedge$pelicula_prestada(Cpl,Cs,T)
i2(T) $\Leftarrow$ baja_proveedor(Cp,T)$\wedge$petición_pelicula(Ti,Cp,T1)$\wedge$T1<T$\wedge$
$\neg$($\exists$T2 recibida_pelicula(Ti,Cp,T2)$\wedge$T1<T2$\wedge$T2$\leq$T)
i3(T) $\Leftarrow$ baja_pelicula(Cpl,T)$\wedge$pelicula_prestada(Cpl,Cs,T)
i4(T) $\Leftarrow$ prestar_pelicula(Cs,Ti,T)$\wedge$pelicula_prestada(Cpl,Cs,T-1)$\wedge$
pelicula(Cpl,Ti,T)
i5(T) $\Leftarrow$ devolucion(Cpl,T)$\wedge\neg$pelicula_prestada(Cpl,Cs,T-1)
i6(T) $\Leftarrow$ prestar_pelicula(Cs,Ti,T)$\wedge\neg$socio(Cs,N,D,T)
i7(T) $\Leftarrow$ petición_pelicula(Ti,Cp,T)$\wedge\neg$proveedor(Cp,D,T)
i8(T) $\Leftarrow$ alta_socio(Cs,N,D,T)$\wedge$socio(Cs,N,D,T-1)
i9(T) $\Leftarrow$ alta_proveedor(Cp,D,T) $\wedge$ proveedor(Cp,D,T-1)

Esta especificación puede trasladarse, de forma inmediata, a un programa en PROLOG (ver anexo A). El programa PROLOG facilita su verificación semántica con respecto a su significado como SI MCD.

A continuación se comprobará la semántica asociada con la MCD del sistema de alquiler de videos mediante la ejecución de la secuencia de programas lógicos correspondiente al acontecimiento de una secuencia de hechos.

Instante 1:
alta_proveedor(1,pepe,1),

D(1)= proveedor(1.pepe,1),

Instante 2:
alta_proveedor(2,luis,2),

D(2)= proveedor(1,pepe,2), proveedor(2,luis,2),

En los instantes siguientes acontecen los hechos:

peticion_pelicula(p1,1,3)
peticion_pelicula(p2,1,4),
peticion_pelicula(p3,2,5),
peticion_pelicula(p4,2,6),
recibida_pelicula(p3,2,7),
recibida_pelicula(p4,1,8),

donde D(3)=D(4)=...=D(8)= proveedor(1,pepe,2), proveedor(2,luis,2),

Instante 9:
alta_pelicula(1,p4,9)

D(9)=proveedor(1,pepe,9), proveedor(2,luis,9),pelicula(1,p4,9),
titulo_disponible(p4,1,9),

Instante 10:
alta_socio(1,carmen,casa1,10)

D(10)=proveedor(1,pepe,10), proveedor(2,luis,10),pelicula(1,p4,10),
titulo_disponible(p4,1,10), socio(1,carmen,casa1,10),

Instante 11:
alta_socio(2,antonio,casa26,11),

D(11)=proveedor(1,pepe,11), proveedor(2,luis,11),pelicula(1,p4,11),
titulo_disponible(p4,1,11), socio(1,carmen,casa1,11),
socio(2,antonio,casa26,11),

Instante 12:
alta_socio(3,salva,casa2,12),

D(12)=proveedor(1,pepe,12), proveedor(2,luis,12),pelicula(1,p4,12),
titulo_disponible(p4,1,12), socio(1,carmen,casa1,12),

socio(2,antonio,casa26,12),socio(3,salva,casa2,12),

Instante 13:
prestar_pelicula(1,p4,13),

D(13)=proveedor(1,pepe,13), proveedor(2,luis,13),pelicula(1,p4,13),
pelicula_prestada(1,1,13), socio(1,carmen,casa1,13),
socio(2,antonio,casa26,13),socio(3,salva,casa2,13),

obsérvese como titulo_disponible(p4,1,13) no existe ya que ha sido prestada.

Instante 14:
alta_pelicula(2,p3,14),

D(14)=proveedor(1,pepe,14), proveedor(2,luis,14),pelicula(1,p4,14),
pelicula(2,p3,14), titulo_disponible(p3,1,14)
pelicula_prestada(1,1,14),
socio(1,carmen,casa1,14),
socio(2,antonio,casa26,14),socio(3,salva,casa2,14),

Instante 15:
prestar_pelicula(2,p3,15),

D(15)=proveedor(1,pepe,15), proveedor(2,luis,15),pelicula(1,p4,15),
pelicula(2,p3,15), pelicula_prestada(2,2,15)
pelicula_prestada(1,1,15),
socio(1,carmen,casa1,15),
socio(2,antonio,casa26,15),socio(3,salva,casa2,15),

Instante 16:
baja_socio(2,16),

D(16)=proveedor(1,pepe,16), proveedor(2,luis,16),pelicula(1,p4,16),
pelicula(2,p3,16), pelicula_prestada(2,2,16)
pelicula_prestada(1,1,16),
socio(1,carmen,casa1,16),
socio(3,salva,casa2,16), i1(16),

Aparece el predicado i1(16), que significa que se ha violado la restricción de integridad i1, en este caso el hecho baja_socio(2,16) no puede ser aceptado por el sistema.

Durante la vida del sistema se uede observar como las entidades pueden aparecer, mantenerse y desaparecer.

Usaremos este ejemplo en los capítulos siguientes. El desarrollo semántico será tomado como referencia para comprobar la equivalencia respecto a la especificación transaccional que obtengamos en su momento.

Capítulo 3

Conducta Temporal de las Entidades en los Sistemas de Información Modelados Conceptualmente enfoque Deductivo

3.1 Introducción.

Uno de los inconvenientes de la MCD de SI es la dificultad para validar el SI modelado. Evidentemente, si a partir de la especificación del SI modelado fuera posible obtener el comportamiento temporal de las entidades que componen el SI, sería más fácil validar la propia MCD del SI, y esto además, nos ayudaría en la fase de diseño e implantación del sistema, justificando la importancia dada a esta cuestión.

Conocer la conducta de las entidades y de las restricciones de integridad en el tiempo supone conocer los instantes de tiempo en los que puede existir, o no, cada entidad o restricción de integridad.

En general, si analizamos la vida de los objetos que hay en el mundo real, éstos pueden existir en instantes aislados de tiempo o en secuencias de instantes, dependiendo de la naturaleza propia de los objetos. Por consiguiente, la conducta temporal de los objetos que componen un modelo de un SI dependerá tanto de su propia naturaleza y como de la forma en que sean modelados. Los objetos del mundo real son modelados de forma diferente dependiendo del entorno de modelado elegido.

La interpretación directa de la MCD nos proporciona la existencia de las entidades y restricciones de integridad en cada instante, pero no permite deducir de forma directa si una entidad o restricción de integridad va a existir en un único instante o en una secuencia de instantes. Por consiguiente, deducir el comportamiento temporal de las entidades y restricciones de integridad desde la MCD es un problema complejo, difícil y no inmediato. Una forma expontánea de obtener el comportamiento temporal de las entidades desde la MCD de un SI, consiste en estudiar baja el razonamiento temporal la conducta de las entidades y restricciones de integridad a lo largo de todas las vidas posibles del SI, pero ésta solución es inviable.

En este trabajo propondremos cómo obtener la conducta de las entidades y restricciones de integridad definidas en una MCD cuando éstas han sido definidas en función de otras entidades y hechos de los que conocemos su conducta temporal, siendo necesario para ello partir de unas conductas temporales elementales. Evidentemente, para que nuestar propuesta tenga sentido, las conductas temporales elementales habran de ser definidas de forma que permitan explicar cualquier conducta temporal que puedan tener las entidades o restricciones de integridad definidas en la MCD de SIs.

Para establecer las diferentes conductas temporales en las que pueden ser clasificadas las entidades y restricciones de integridad definidas en una MCD, introduciremos previamente los conceptos de dar de *alta* y *baja* las entidades o restricciones de integridad, y profundizaremos en el conocimiento del intervalo temporal de existencia de las entidades desde el marco temporal $(\mathbb{T},<)$.

Sea $\mathbb{T}$ la secuencia de instantes en los que han acontecido los hechos en el entorno del SI modelado. Una entidad o restricción de integridad p existe en el estado $\mathcal{E}(\tau)$, donde $\tau \in \mathbb{T}$, siempre que haya sido incluida en el SI en un instante $\tau' \leq \tau$ y no exista un instante τ'', tal que $\tau' \leq \tau'' \leq \tau$, en el que p haya sido eliminada del SI. En sentido inverso, la no existencia de p en el estado actual τ es cierta si p ha existido en un estado $\mathcal{E}(\tau')$, $\tau'<\tau$, p ha sido eliminada en un instante τ'' tal que $\tau'<\tau''\leq\tau$, y p no ha sido incluida de nuevo en un instante τ'''.

Cuando una entidad o restricción de integridad p existe en un estado $\mathcal{E}(\tau)$, y no existe en el estado correspondiente al instante de tiempo anterior τ-1, se dice que p ha sido dada de *alta* en el instante τ. De forma inversa, cuando p no existe en el estado $\mathcal{E}(\tau)$ y existe en el estado correspondiente al instante de tiempo anterior $\tau - 1$, se dice que p ha sido dada de *baja* en el instante τ.

Para definir los conceptos de conducta temporal que introducimos en este capítulo haremos las hipótesis siguientes:

3.a) Siempre existe una métrica del tiempo que nos permita distinguir los instantes en $\mathbb{T}$ para cualquier SI MCD.

3.b) Una entidad o restricción de integridad sólo puede ser dada de alta o de baja en cada uno de los instantes en $\mathbb{T}$.

Definición 3.1. Sea p una entidad o restricción de integridad definida en una MCD de un SI. En base a las hipótesis anteriores se definen las *conductas elementales* siguientes:

a) *Conducta Abierta* (CA): p obedece a una CA si sólo admite ser dada de alta.

b) *Conducta Finita* (CF): p obedece a una CF si admite ser dada de baja al menos una vez .

c) *Conducta Finita Puntual* (CFP): es la conducta que tienen los hechos y aquellas entidades que son definidas mediante condiciones de existencia formadas por conjunción de literales en donde al menos aparece un literal positivo formado por un hecho o una entidad con CFP. Una entidad o restricción de integridad con CFP se caracteriza porque dura un único instante de tiempo.

d) *Conducta Finita Unica Inicial* (CFUI): p obedece a una CFUI si p es dada de alta en el instante inicial y después sólo admite ser dada de baja (nunca puede volver a ser dada de alta).

e) *Conducta Finita Puntual Complementaria* (CFPC): es la conducta elemental complementaria de una CFP.

CFP es definida de forma más restrictiva que CF, siendo un caso particular de ella. Pudiera ocurrir que una entidad o restricción de integridad p con

CFP existiera en dos o más instantes: pasado el primer instante en que se da de alta, en todos los instantes posteriores, se da de baja y de alta, salvo en el último que sólo se da de baja. En tal caso, y para algunos efectos, podría considerarse que p tiene CF, pero, obviamente, nos interesará considerar que tiene CFP frente a CF ya que nos aporta una información más rica sobre el comportamiento temporal de la entidad o restricción de integridad.

Igualmente, las conductas elementales CFUI y CFPC son casos particuales de CF. CFUI y CFPC se han definido de forma complementaria de a las conductas CA y CFP respectivamente.

Igual que ocurre con los objetos del mundo real, la conducta de una entidad o restricción de integridad a lo largo de una vida del SI no tiene por qué coincidir con un único tipo de conducta temporal elemental, pero, en general, en cualquier especificación MCD existirán algunas entidades para las que si se produzca tal coincidencia. Esta circunstancia es particulrmente interesante para nuestros fines, y para ello introducimos el siguiente concepto:

Definición 3.2. Diremos que una entidad es ***primitiva*** si su conducta temporal es conocida y obedece a una única conducta temporal elemental.

Introducidos estos conceptos, podemos decir que el objetivo de este capítulo consiste en proporcionar una forma de deducir la conducta temporal de las entidades y restricciones de integridad definidas en una MCD de un SI en base a las conductas elementales anteriormente definidas. El proceso que proponemos parte de las hipótesis siguientes:

3.c) Cuando una entidad o restricción de integridad p sea calificada con una CF supondremos que no puede ser CFUI, CFP, ni CFPC, aunque éstas sean un caso particular de CF.

3.d) En toda especificación MCD Ψ de un SI aparece un conjunto de entidades primitivas y hechos en base a los cuales se definen el resto de entidades y restricciones de integridad de Ψ.

Además, para el desarrollo de este capítulo supondremos la siguiente hipótesis, que dejará de ser considerada en los capítulos posteriores:

3.e) en las reglas de derivación y restricciones de integridad no pueden aparecer restricciones temporales.

Téngase en cuenta por otra parte que, por definición,

- la conducta temporal de todos los hechos es CFP, y

- la conducta temporal de todas las entidades primitivas es conocida, única y elemental.

Este capítulo está organizado de la forma siguiente: en la sección próxima establecemos la forma de obtener la conducta temporal de expresiones normales formadas por entidades con una conducta temporal elemental. En la sección (3.3) abordamos el caso de entidades con más de una regla de derivación y con más de una conducta temporal elemental. En la sección (3.4) se aplica el conocimiento de la conducta temporal de las entidades a la validación de la especificación MCD de SIs. En la última sección exponemos unas conclusiones del sobre el estudio de la conducta temporal.

3.2 Conducta Temporal Elemental.

En general, la conducta temporal de las entidades puede ser expresada en términos de la conducta temporal de sus condiciones de existencia. Así mismo, como en la MCD una entidad puede ser definida por una disyunción de condiciones de existencia, en una MCD, podiendo obedecer a uno o más conductas elementales según sean las conductas de cada condición de existencia.

Como se ha dicho, en el caso particular de las entidades primitivas, su conducta temporal será única y elemental, y la condición que justifique tal conducta será el cuerpo de la cláusula que defina a la entidad. Sea $p(X,t)$ una entidad primitiva, en lo que sigue notaremos por H a su conducta temporal, y por H_I (p) donde I será CA, CF, CFP, CFUI, ó CFPC según el caso, a la condición que justifica tal conducta, esto es, al cuerpo de la cláusula que define a p.

Teorema 3.1.- Sean W, W_1 y W_2 expresiones formadas por conjunción de literales, tales que W_1 y W_2 tienen conductas elementales y únicas H_1 y H_2 respectivamente. Entonces

a) si $W = W_1 \wedge W_2$, y
a.1) H_1 y H_2 son CA, la conducta de W es CA,
a.2) H_1 o H_2 es CFP, la conducta de W es CFP,
a.3) H_1 o H_2 es CF y ninguna de las dos conductas son CFP, entonces la conducta de W es CF,
a.4) H_1 y H_2 son CFUI, la conducta de W es CFUI,
a.5) H_1 o H_2 es CA y la otra es CFPC o CFUI, entonces W tiene una CF,
a.6) H_1 y H_2 es CFPC, la conducta de W es CFPC,
a.7) H_1 y H_2 tienen CFUI y CFPC respectivamente, entonces la conducta de W es CFPC.

b) si $W = \neg W_1$, y
b.1) H_1 es CA, la conducta de W es CFUI,
b.2) H_1 es CFP, la conducta de W es CFPC,
b.3) H_1 es CF, la conducta de W es CF,
b.4) H_1 es CFUI, la conducta de W es CA,
b.5) si H_1 es CFPC, la conducta de W es CFP.

Demostración. Evidente por las definiciones dadas de conductas elementales. ∎

En virtud del teorema anterior podemos enunciar las igualdades siguientes:

3.a) si $W = W_1 \wedge W_2$, entonces

$$H_{CA}(W) = H_{CA}(W_1) \wedge H_{CA}(W_2),$$

$$H_{CF}(W) = H_{CA}(W_1) \wedge H_{CF}(W_2),$$

$$H_{CF}(W) = H_{CF}(W_1) \wedge H_{CA}(W_2),$$

$$H_{CFP}(W) = H_{CA}(W_1) \wedge H_{CFP}(W_2),$$

$$H_{CFP}(W) = H_{CFP}(W_1) \wedge H_{CA}(W_2),$$

$$H_{CF}(W) = H_{CA}(W_1) \wedge H_{CFPC}(W_2),$$

$$H_{CFPC}(W) = H_{CFPC}(W_1) \wedge H_{CA}(W_2),$$

$$H_{CF}(W) = H_{CA}(W_1) \wedge H_{CFUI}(W_2),$$

$$H_{CF}(W) = H_{CFUI}(W_1) \wedge H_{CA}(W_2),$$

$$H_{CF}(W) = H_{CF}(W_1) \wedge H_{CFPC}(W_2),$$

$$H_{CF}(W) = H_{CFPC}(W_1) \wedge H_{CF}(W_2),$$

$$H_{CF}(W) = H_{CF}(W_1) \wedge H_{CF}(W_2),$$

$$H_{CFP}(W) = H_{CF}(W_1) \wedge H_{CFP}(W_2),$$

$$H_{CFP}(W) = H_{CFP}(W_1) \wedge H_{CF}(W_2),$$

$$H_{CF}(W) = H_{CF}(W_1) \wedge H_{CFUI}(W_2),$$

$$H_{CF}(W) = H_{CFUI}(W_1) \wedge H_{CF}(W_2),$$

$$H_{CFP}(W) = H_{CFP}(W_1) \wedge H_{CFP}(W_2),$$

$$H_{CFP}\ (W) = H_{CFP}\ (W_1\ ) \wedge H_{CFUI}\ (W_2\ ),$$
$$H_{CFP}\ (W) = H_{CFUI}\ (W_1\ ) \wedge H_{CFP}\ (W_2\ ),$$
$$H_{CFP}\ (W) = H_{CFP}\ (W_1\ ) \wedge H_{CFUI}\ (W_2\ ),$$
$$H_{CFPC}\ (W) = H_{CFPC}\ (W_1\ ) \wedge H_{CFUI}\ (W_2\ ),$$
$$H_{CFPC}\ (W) = H_{CFUI}\ (W_1\ ) \wedge H_{CFPC}\ (W_2\ ),$$
$$H_{CFUI}\ (W) = H_{CFUI}\ (W_1\ ) \wedge H_{CFUI}\ (W_2\ ),$$

3.b) si $W = \neg W_1$, entonces

$$H_{CA}\ (W) = \neg H_{CFUI}\ (W_1\ ),$$
$$H_{CFUI}\ (W) = \neg H_{CA}\ (W_1\ ),$$
$$H_{CF}\ (W) = \neg H_{CF}\ (W_1\ ),$$
$$H_{CFP}\ (W) = \neg H_{CFPC}\ (W_1\ ),$$
$$H_{CFPC}\ (W) = \neg H_{CFP}\ (W_1\ ).$$

Otra forma de concebir las igualdades anteriores es como la operación conjunción sobre el conjunto de conductas elementales, que se recoge mediante la tabla siguiente:

$\wedge$	CA	CF	CFUI	CFP	CFPC
CA	CA	CF	CF	CFP	CFPC
CF	CF	CF	CF	CFP	CF
CFUI	CF	CF	CFUI	CFP	CFPC
CFP	CFP	CFP	CFP	CFP	CFP
CFPC	CFPC	CF	CFPC	CFP	CFPC

Teorema 3.2.- Sea W una expresión formada por conjunción de literales tal que tiene una conducta temporal elemental H. Entonces se cumple $\neg\neg H{=}H$.

Demostración. Evidente. ■

Los teoremas anteriores nos permiten asegurar que la conducta temporal de conjunciones de expresiones cuya conducta temporal sea elemental es otra expresión con conducta temporal elemental.

Ejemplo 3.1: Sea $W=p(X,t)\wedge q(Y,t)\wedge\neg s(Z,t)$, donde p, q y s son entidades primitivas que obedecen a las conductas elementales CF, CFP y CFP respectivamente. Entonces aplicando las igualdades anteriores resulta:

$$H_{CFP}\ (q(Y,t)) \wedge H_{CFUI}\ (s(Z,t)) = H_{CFP}\ (q(Y,t)\wedge\neg s(Z,t)),$$
$$H_{CF}\ (p(X,t)) \wedge H_{CFP}\ (q(Y,t) \wedge \neg s(Z,t)) = H_{CFP}\ (W).$$

La conducta temporal de W es CFP por la condición $p(X,t)\wedge q(Y,t)\wedge\neg s(Z,t)$.

En general, la conducta de una entidad definida en una MCD de SI puede ser una conducta elemental o una composición de conductas elementales, en cuyo caso, puede obedecer a más de una conducta elemental a lo largo de su vida. Cuando la expresión W esté formada por una disyunción de conjunciones de literales, no se puede asegurar que la conducta resultante sea una única conducta elemental. En este caso, la conducta de la expresión W se concibe como la disyunción de las conductas de las subexpresiones de W formadas, a su vez, por conjunción de literales.

Teorema 3.3.- Sea $W = W_1 \vee W_2$, donde W_1 y W_2 son expresiones con conductas elementales H_1 y H_2 respectivamente. Entonces

a) si W_1 y W_2 tienen la misma conducta elemental, la conducta de W es la misma que H_1 y H_2 por la condición W,

b) si W_1 y W_2 tienen conductas elementales diferentes, la conducta de W es la disyunción de las conductas $H_1 \vee H_2$.

Demostración. Evidente. ■

Sea $W = W_1 \vee W_2$. En virtud del teorema anterior podemos enunciar las igualdades siguientes:

$$H_{CA}\ (W) = H_{CA}\ (W_1\ ) \vee H_{CA}\ (W_2\ ),$$
$$H_{CF}\ (W) = H_{CF}\ (W_1\ ) \vee H_{CF}\ (W_2\ ),$$
$$H_{CFP}\ (W) = H_{CFP}\ (W_1\ ) \vee H_{CFP}\ (W_2\ ),$$
$$H_{CFUI}\ (W) = H_{CFUI}\ (W_1\ ) \vee H_{CFUI}\ (W_2\ ),$$
$$H_{CFPC}\ (W) = H_{CFPC}\ (W_1\ ) \vee H_{CFPC}\ (W_2\ ).$$

3.3 Conducta temporal de entidades generales.

En general, los símbolos de predicado aparecen definidos por más de una regla en la MCD, en cuyo caso, dichos símbolos de predicado tienen más de una condición de existencia y, por tanto, pueden obedecer a más de una conducta elemental. En esta sección estudiaremos la conducta temporal de expresiones formadas por símbolos de predicado que siguen más de una conducta elemental.

Sea Ψ una especificación MCD de un SI y p un símbolo de predicado en L_Ψ . El símbolo de predicado p puede aparecer definido en Ψ por una colección de reglas expresadas por cláusulas de la forma:

$p(\mathrm{X},t) \Leftarrow W_1$,
$p(\mathrm{X},t) \Leftarrow W_2$,
...
$p(\mathrm{X},t) \Leftarrow W_n$,

por lo que la conducta temporal de p puede obedecer a los cinco tipos de conductas elementales. Cada conducta elemental de p estará justificada por la condición H_I (p) que induzca dicha conducta y, como consecuencia, la conducta temporal del símbolo de predicado p podrá ser representado por la disyunción

$$H_{CA}\ (p) \vee H_{CF}\ (p) \vee H_{CFP}\ (p) \vee H_{CFUI}\ (p) \vee H_{CFPC}\ (p),$$

donde H_{CA} (p), H_{CF} (p), H_{CFP} (p), H_{CFUI} (p), H_{CFPC} (p) representan las condiciones de existencia que justifican una conducta elemental CA, CF, CFP, CFUI, y CFPC de p respectivamente.

En tal caso, cada entidad formada con p puede obedecer a una conducta temporal concreta en un instante τ, y dicha conducta no tiene por qué coincidir con la de otra entidad formada con el mismo símbolo de predicado en el mismo instante τ. La conducta de cada entidad depende de las condiciones de existencia que se cumplan y que, por tanto, justifiquen la presencia de la misma.

Cuando un símbolo de predicado p no dispone de una condición H_I que justifique una determinada conducta elemental I, se dice que p no puede tener dicha conducta.

Cuando un símbolo de predicado p pueda tener más de una conducta temporal elemental, será necesario conocer cuales son las condiciones de existencia de p que inducen a cada tipo de conducta elemental.

Por otro lado, si una expresión W está formada por una conjunción de literales construidos con símbolos de predicado que tienen más de una conducta elemental, entonces la conducta resultante de W puede obedecer a más de una conducta elemental.

Sea $W = W_1 \wedge W_2$ una expresión,

$$H_{CA}(W_1) \vee H_{CF}(W_1) \vee H_{CFP}(W_1) \vee H_{CFUI}(W_1) \vee H_{CFPC}(W_1)$$

y

$$H_{CA}(W_2) \vee H_{CF}(W_2) \vee H_{CFP}(W_2) \vee H_{CFUI}(W_2) \vee H_{CFPC}(W_2)$$

las conductas temporales de las expresiones W_1 y W_2 respectivamente. En tales circunstancias el cálculo de la conducta de la expresión W es inmediato, pues basta aplicar el cálculo de predicados para transformar W en una diyunción de conjunciones y aplicar las igualdades (3.a) y (3.b), y el teorema (3.3) (en base al cual podemos agrupar las condiciones de W que contribuyen a cada una de las conductas elementales).

Ejemplo 3.2: Sea $W{=}p(\mathrm{X},t) \wedge \neg q(\mathrm{Y},t)$, donde p y q tienen las condiciones de existencia $H_{CFP}(p) \vee H_{CA}(p)$ y $H_{CA}(q) \vee H_{CF}(q)$ respectivamente.

La conducta de la expresión $\neg q(\mathrm{Y},t)$ es

$$\neg(H_{CA}(q) \vee H_{CF}(q)) = \neg H_{CA}(q) \wedge \neg H_{CF}(q)$$

aplicando las iguadades anteriores resulta la expresión:

$$H_{CFUI}(q) \wedge H_{CF}(q)$$

La conducta de la expresión W es el resultado de aplicar el cálculo de predicados sobre

$$(H_{CFP}(p) \vee H_{CA}(p)) \wedge H_{CFUI}(q) \wedge H_{CF}(q),$$

resultando

$$H_{CFP}(W) = H_{CFP}(p) \wedge H_{CFUI}(q) \wedge H_{CF}(q)$$
$$H_{CF}(W) = H_{CA}(p) \wedge H_{CFUI}(q) \wedge H_{CF}(q)$$

Obsérvese como W puede tener sólo un comportamiento CFP o CF.

Analizando las conductas que resulta al operar las condiciones que justifican conductas elementales, observamos dos casos particulares de conductas finitas que llamaremos conducta finita con final cerrado y con final abierto, respectivamente.

Sea W una expresión, se dice que W tiene una *Conducta finita con final cerrado* (CFF) si cumple la condición para ser CF y además existe un instante τ a partir del cual no puede volver a ser evaluada verdad a lo largo de la vida del SI.

De modo complementario, se dice que W tiene una *Conducta finita con final abierto* (CFA), si cumple la condición para ser CF y además existe un instante τ tal que W es evaluada verdad para todo instante mayor o igual a τ.

Toda entidad o expresión con una CFF o CFA dispone de una condición de final cerrado o final abierto, respectivamente.

Las condiciones que justifican las conductas CFF y CFA pueden ser definidas como las condiciones resultantes de operar condiciones que justifican conductas elementales de la forma siguiente:

Sean W, W_1 y W_2 expresiones, tales que W_1 y W_2 obedecen a una única conducta elemental H_1 y H_2 respectivamente,

a) si $W = W_1 \wedge W_2$, H_1 es CF y H_2 es CFUI, entonces la conducta de W es CFF y la condición de final cerrado es W_2 ,

b) si $W = W_1 \vee W_2$, H_1 es CF y H_2 es CA, entonces la conducta de W es CFA y la condición de final abierto es W_2 .

Teorema 3.4.- Sea $W = \neg W'$ una expresión tal que H' es la conducta de la expresión W'. Si H' es CFF, entonces la conducta de W es CFA y, en el caso inverso si H' es CFA, la conducta de W es CFF.

Demostración. Si W' tiene una CFF significa que $W' = W_1 \wedge W_2$ tal que

$$H_{CFF}(W') = H_{CF}(W_1) \wedge H_{CFUI}(W_2),$$

entonces a $\neg W'$ le corresponde la conducta

$$\neg H_{CFF}(W') = H_{CF}(W_1) \vee H_{CA}(W_2),$$

resultando $\neg H_{CFF}(W') = H_{CFA}(W')$.
Por otro lado, si W' tiene una CFA significa que $W' = W_1 \vee W_2$ tal que

$$H_{CFA}(W') = H_{CF}(W_1) \vee H_{CA}(W_2),$$

entonces a $\neg W'$ le corresponde la conducta

$$\neg H_{CFA}(W') = H_{CF}(W_1) \wedge H_{CFUI}(W_2),$$

cumpliéndose $\neg H_{CFA}(W') = H_{CFF}(W')$. ■

En el ejemplo (3.2) la conducta CF será con final cerrado cuando se cumpla $H_{CA}(q)$.

Las conductas CFA y CFF enriquecen el conocimiento sobre la conducta de las entidades definidas en una MCD de un SI, particularizando la CF. Además, pensando en el objetivo final de esta tesis, donde pretendemos transformar la especificación MCD de un SI en otra especificación bajo una representación temporal dinámica, introduciendo entidades primitivas y que además sean directamente implentadas, saber que una determinada entidad tiene una CFF o CFA nos puede ayudar optimizar la implantación transaccional que se obtenga. Así, cuando una entidad tenga una CFF y se haya cumplido la condición de final cerrado, podremos dar de baja la entidad en cuestión y, además, podremos eliminar todas las entidades primitivas introducidas para justificar su deducibilidad desde una representación temporal dinámica. De modo similar, cuando una entidad obedezca a una conducta CFA y en un instante se cumpla la condición de final abierto, podremos dar de alta la entidad y eliminar las entidades primitivas introducidas para mantener su significado desde una representación temporal dinámica.

Estas propiedades nos inducen a completar el conjunto de conductas elementales de forma que podamos distinguir cuando una entidad o restricción de integridad obedece a una conducta finita con final cerrado o abierto. Con tal fin, introducimos el ***conjunto de conductas temporales simples*** que lo definimos como el formado por las conductas elementales junto con CFF y CFA. Para adecuar el proceso de cálculo de las conductas elementales de entidades y restricciones de integridad a la nueva situación en la que consideremos el conjunto de conductas simples, se extenderán los teoremas (3.1), (3.2) *y* (3.3) así comola hipótisis (3.c).

La hipótesis (3.c) queda extendida de forma inmediata al suponer que una entidad o expresión tiene una CF si no es CFF, CFA, CFUI, CFP, o CFPC.

Teorema 3.5. Sean W, W_1 y W_2 expresiones tales que W_1 y W_2 tienen conducta temporales simples y únicas H_1 y H_2 , respectivamente. Entonces

a) si $W = W_1 \wedge W_2$ y
 a.1) H_1 o H_2 es CFF y ninguna de las dos es CFP, la conducta de W es CFF,
 a.2) si H_1 o H_2 es CFF y la otra es CFP, la conducta de W es CFP,
 a.3) si H_1 o H_2 es CFA y la otra es CA o CFPC, la conducta de W es CFA,
 a.4) si H_1 o H_2 es CFA y la otra CFUI, la conducta de W es CFF,
 a.5) si H_1 o H_2 es CF y la otra es CFA, la conducta de W es CF,
 a.6) si H_1 o H_2 es CFP y la otra es CFA, entonces W tiene una CFP.

b) Si $W = \neg W_1$ y
 b.1) H_1 es CFA, entonces la conducta de W es CFF,

b.2) H_1 es CFF, entonces la conducta de W es CFA.

Demostración. Evidente. ■

De modo semejante a como se hizo para las conductas elementales, en virtud del teorema anterior se pueden completar las igualdades deducidas del teorema (3.1) de la forma siguiente:

a) si $W = W_1 \wedge W_2$, entonces

$$H_{CFF}(W) = H_{CFF}(W_1) \wedge H_{CFF}(W_2),$$

$$H_{CFF}(W) = H_{CA}(W_1) \wedge H_{CFF}(W_2),$$

$$H_{CFF}(W) = H_{CA}(W_1) \wedge H_{CFUI}(W_2),$$

$$H_{CFA}(W) = H_{CFA}(W_1) \wedge H_{CA}(W_2),$$

$$H_{CFA}(W) = H_{CA}(W_1) \wedge H_{CFPC}(W_2),$$

$$H_{CFF}(W) = H_{CF}(W_1) \wedge H_{CFF}(W_2),$$

$$H_{CFF}(W) = H_{CFA}(W_1) \wedge H_{CFF}(W_2),$$

$$H_{CFF}(W) = H_{CFPC}(W_1) \wedge H_{CFF}(W_2),$$

$$H_{CFP}(W) = H_{CFA}(W_1) \wedge H_{CFP}(W_2),$$

$$H_{CFP}(W) = H_{CFP}(W_1) \wedge H_{CFF}(W_2),$$

$$H_{CFF}(W) = H_{CFUI}(W_1) \wedge H_{CFF}(W_2),$$

$$H_{CFF}(W) = H_{CFUI}(W_1) \wedge H_{CF}(W_2),$$

$$H_{CF}(W) = H_{CFA}(W_1) \wedge H_{CF}(W_2),$$

$$H_{CFF}(W) = H_{CFUI}(W_1) \wedge H_{CFA}(W_2),$$

$$H_{CFF}(W) = H_{CFUI}(W_1) \wedge H_{CFPC}(W_2),$$

$$H_{CFA}(W) = H_{CFA}(W_1) \wedge H_{CFA}(W_2),$$

$$H_{CFA}(W) = H_{CFA}(W_1) \wedge H_{CFPC}(W_2),$$

$$H_{CFA}(W) = H_{CFA}(W_1) \wedge H_{CA}(W_2),$$

b) si $W = \neg W'$, entonces

$$H_{CFA}(W) = \neg H_{CFF}(W')$$
$$H_{CFF}(W) = \neg H_{CFA}(W')$$

De igual forma, estas igualdades quedan recogidas mediante la tabla siguiente:

$\wedge$	CA	CF	CFUI	CFP	CFPC	CFF	CFA
CA	CA	CF	CFF	CFP	CFA	CFF	CFA
CF	CF	CF	CF	CFP	CF	CFF	CF
CFUI	CF	CF	CFUI	CFP	CFF	CFF	CFF
CFP	CFP	CFP	CFP	CFP	CFP	CFP	CFP
CFPC	CFA	CF	CFF	CFP	CFPC	CFF	CFA
CFF	CFF	CFF	CFF	CFP	CFF	CFF	CFF
CFA	CFA	CF	CFF	CFP	CFA	CFF	CFA

Teorema 3.6.- Sea W una expresión formada por conjunción de literales tal que su conducta temporal H es simple. Entonces se cumple $\neg\neg H = H$.

Demostración. Evidente. ∎

Partiendo de una especificación de un SI MCD que cumpla las hipótesis (3.c), (3.d) y (3.e) podemos optar por expresar la conducta de las entidades y restricciones de integridad del SI modelado en base al conjunto de conductas elementales, o en base al conjunto de conductas simples. Evidentemente, explicar la conducta de las entidades del SI MCD mediante las conductas simples nos aporta un mayor conocimiento de la dinámica del SI en el tiempo, por lo que en adelante optaremos por expresar la conducta temporal mediante el conjunto de conductas simples, que, junto con los teoremas (3.4) y (3.6) y sus correspondientes igualdades, nos permite obtener la conducta simple de cada entidad o restricción de integridad.

3.4 Validación del SI Modelado.

Evidentemente, disponer de la conducta temporal de las entidades y restricciones de integridad supone una ayuda valiosa para poder validar el modelado conceptual deductivo de SIs.

La conducta temporal de las restricciones de integridad nos permite conocer mejor el SI e incluso analizar situaciones en la frontera del entorno permitido al SI modelado. Por ejemplo, cuando una restricción de integridad dispone de una condición H que justifica una conducta CFP, podríamos pensar la posibilidad de violar por un instante el entorno permitido al SI, o analizar mejor el entorno del SI y completar, siempre que sea posible, los requerimientos del SI para salvar el desconocimiento del SI real, o en caso contrario, confirmar la conducta modelada.

Una posible simplificación al proceso de cálculo de la conducta temporal de las entidades y restricciones de integridad consite en considerar tan sólo las posibles conductas simples que éstas pueden tener, sin profundizar en las condiciones que las justifican. En tal caso, el proceso de cálculo de la conducta temporal puede simplificarse siguiendo el proceso siguiente:

i) Considerar CFP, CF, CFA, CFF, CFUI, CFPC y CA como proposiciones.

ii) Asociar a cada símbolo de predicado una disyunción de proposiciones que representen las conductas temporales elementales. Por ejemplo, si p es un símbolo de predicado tal que tan sólo tiene condiciones de existencia que justifican conductas CF y CA, entonces a p le asociamos el comportamiento CF$\vee$CA,

iii) Considerar las igualdades siguientes:

$\neg$CF=CF, $\neg$CA=CFUI, $\neg$CFUI=CA, $\neg$CFF=CFA,
$\neg$CFA=CFF, $\neg$CFP=CFPC, $\neg$CFPC=CFP,
CF=CA$\wedge$CF=CF$\wedge$CF=CF$\wedge$CFA=CF$\wedge$CFPC,
CFF=CA$\wedge$CFF=CA$\wedge$CFUI=CFF$\wedge$CFF=CFF$\wedge$CF=CFF$\wedge$CFA=
CFF$\wedge$CFPC=CF$\wedge$CFUI=CFA$\wedge$CFUI=CFUI$\wedge$CFPC,
CFA=CA$\wedge$CFA=CA$\wedge$CFPC=CFA$\wedge$CFA=CFA$\wedge$CFPC=CF$\vee$CA,
CFP=CA$\wedge$CFP=CFF$\wedge$CFP=CFP$\wedge$CFP=CFP$\wedge$CFUI=
CFP$\wedge$CFA=CFP$\wedge$CFPC=CF$\wedge$CFP,
CFUI=CFUI$\wedge$CFUI,
CFPC=CFUI$\wedge$CFPC=CFPC=CFPC$\wedge$CFPC,
CA$\wedge$CA=CA,

obtenidas al considerar las condiciones de las igualdades consecuentes con los teoremas (3.5) y (3.6) como proposiciones.

Entonces, para obtener el comportamiento temporal de una expresión, basta con

1) sustituir cada átomo por la disyunción de comportamientos temporales correspondientes con el símbolo de predicado que lo forma, y

2) aplicar las igualdades anteriores y el cálculo proposicional para reducir a disyunciones de proposiciones.

Ejemplo 3.4: Sea $W = p(\mathrm{X}, t) \wedge \neg q(\mathrm{Y}, t)$ la expresión en el ejemplo (3.2).

Aplicando la simplificación (i) sobre p y q les corresponden las conductas CFP∨CA y CA∨CF respectivamente. Entonces el comportamiento de W es

(CFP∨CA)∧¬(CA∨CF)=(CFP∨CA)∧(CFUI∧CF)=
CFP∧CFF∨CA∧CFF=CFP∨CFF.

Podemos comprobar que coincide con el resultado obtenido en el ejemplo (3.2).

3.5 Conclusiones del Razonamiento sobre la conducta Temporal.

Es indiscutible la importancia que tiene la verificación y validación de cada fase en la Ingeniería del Software. Entre otras cuestiones, en este capítulo se ha propuesto una forma de validar los SIs MCD, pero expresados de una forma muy especial.

Habitualmente, las técnicas de validación del análisis de requerimientos nos permiten examinar los requerimientos establecidos bajo algún criterio de validación. La conducta temporal de las entidades de un SI nos proporciona una forma de expresar las propiedades de las entidades y restricciones de integridad que es disntinta de como aparecen en la especificación MCD original del SI. Así pues, la conducta de las entidades es otra vía de comprender las especificación hecha del SI modelado.

Por otro lado, conocer la conducta temporal de las restricciones de integridad nos permite examinar, conocer y compreder mejor el dominio del SI que se desea modelar.

Para poder obtener la conducta de las entidades y restricciones de integridad de un SI MCD, es necesario que se cumplan las hipótesis (3.c), (3.d) y (3.e). No obstante, en los próximos capítulos exponemos la forma de transformar toda especificación MCD de SIs de forma que cumplan todas las hipótesis anteriores, con lo que se pierde el carácter restrictivo inicial.

Capítulo 4

Aplanamiento Temporal de Fórmulas Simples

4.1 Introducción.

El objetivo de este capítulo es proporcionar un proceso que transforme una especificación MCD Ψ de un SI S en otra especificación Ψ' del S sin restricciones temporales explícitas en sus reglas y con la misma expresibidad de Ψ. Al proceso de transformación que proponemos le llamamos *aplanamiento temporal.*

La transformación de una especificación expresada bajo un marco temporal histórico a otra expresada bajo un marco temporal dinámico ha sido abordada en [CHO95], [VIL91] y [VIL92].

En [CHO95] aborda el problema de razonar temporalmente con las restricciones de integridad de las bases de datos usando los manejadores de las bases de datos. Para ello, se propone una transformación de las restricciones de integridad expresadas en lenguaje temporal modal PasTL a fórmulas expresadas en un lenguaje lógico de primer orden y definidas en función del estado actual y el estado en el instante inmediato anterior. El lenguaje PasTL es un lenguaje temporal modal donde aparecen los operadores temporales modales: *pasado*, A *desde* B, verdad *desde* A, verdad *hasta* A. La transformación de fórmulas expresadas bajo un marco temporal puntual a un marco temporal dinámico que aparece en [CHO95] no es aplicable a nuestro problema, ya que en nuestro caso la especificación temporal se expresa en base a restricciones temporales entre dimensiones temporales, en vez de en términos de expresiones temporales modales con referencia al pasado, como las que aparecen en el lenguaje PasTL.

En [VIL91] [VIL92] se introduce el concepto de normalización temporal, consistente en transformar las reglas de una MCD en reglas donde aparezcan como máximo dos dimensiones temporales. En este trabajo refinamos el proceso de normalización temporal propuesto en [VIL91] [VIL92] y proponemos el proceso de aplanamiento temporal que transforma las reglas o restricciones de integridad en fórmulas en las que sólo se hace referencia al instante actual e inmediato anterior.

Una especificación MCD aplanada temporalmente de un SI nos reportará numerosas ventajas. Las más significativas son:

a) Poder deducir el comportamiento temporal de todas y cada una de las entidades y restricciones de integridad definidas en la MCD del SI (como se ha desarrollado en el capítulo tercero).

b) Simplificar el razonamiento temporal implícito en la interpretación de los SIs MCD.

c) Facilitar la implantación desde la MCD.

d) Permitir obtener un diagrama de flujo de datos que, junto con la conducta temporal de las entidades, nos permita validar la MCD de SIs.

Estas propiedades salvan las desventajas de la MCD y justifican la búsqueda de procesos que permitan transformar toda especificación MCD de SIs en una especificación aplanada temporalmente.

La solución que proponemos opta por el marco formal proporcionado por la lógica de primer orden y, en particular, el proporcionado por la programación lógica. Inicialmente proponemos un proceso para aplanar temporalmente fórmulas lógicas simples, que denominaremos fórmulas aplanables elementales, y posteriormente extenderemos este proceso para el caso de fórmulas lógicas generales. Este último caso será abordado en el capítulo siguiente.

El proceso de aplanamiento temporal debe recoger todas las propiedades de las entidades definidas en la MCD que sean perceptibles desde el marco temporal puntual. En general, cualquier entidad de un SI bajo MCD es definida en base a hechos o entidades acontecidas en instantes anteriores.

Esto es, se suele hacer una referencia temporal relativa en vez de una referencia puntual absoluta, por lo que basta con conocer si un determinado hecho o entidad ha acontecido en algún instante anterior, con independencia del instante concreto o de en cuantos instantes anteriores haya acontecido. Esta propiedad es fundamental para el proceso de aplanamiento temporal que proponemos.

Esencialmente, la solución que se propone se basa en almacenar aquella información que puede ser necesaria en un instante posterior y eliminarla cuando no sea utilizada en el futuro. Evidentemente, este proceso suaviza la dependencia puntual propia de la MCD y la transforma en una dependencia temporal dinámica.

En particular, el proceso propuesto para el aplanamiento temporal descompone cada expresión W en subexpresiones bajo una misma dimensión temporal. Las restricciones temporales en W son representadas mediante *entidades primitivas* que se definen mediante la subexpresión bajo las dimensiones temporales que aparecen en la restricción temporal junto con la propia restricción temporal. Este proceso permitirá expresar las restricciones temporales en función de las entidades primitivas, consiguiendo asi eliminar las restricciones temporales de forma explícita, aunque implícitamente queden recogidas en la nueva especificación obtenida.

4.2 Fórmulas aplanables elementales.

Antes de introducir el concepto de fórmula aplanable elemental, fijaremos el marco de trabajo que vamos a usar, así como los conceptos previos que necesitamos.

Sea Ψ una especificación MCD del sistema de información S, $\mathbb{L}_\Psi$ su correspondiente lenguaje lógico de primer orden y W una fórmula bien formada en $\mathbb{L}_\Psi$ de la forma:

$$\exists t_1 \ldots \exists t_s\, \exists X \phi_1\,(X_1\,,t_1\,) \wedge \phi_2\,(X_2\,,t_2\,) \wedge \ldots \wedge \phi_n\,(X_n\,,t_n\,) \wedge$$

$$\phi_r\,(X_r\,,t_r\,-n_r\,) \wedge \ldots \wedge \phi_s\,(X_s\,,t_s\,-n_s\,) \wedge R_1 \wedge \ldots \wedge R_m \wedge E_1 \wedge \ldots \wedge E_u\ , \quad (1)$$

donde

$\phi_j\,(X_j\,,t_j\,)$ representa una conjunción de literales bajo la misma dimensión temporal t_j (incluyendo los literales formados con predicados relacionales que tenga como única dimensión temporal t_j en sus argumentos, o la dimensión temporal (t_j -1)),

ϕ_k (X_k , t_k $-n_k$) representa una conjunción de literales cuya dimensión temporal referencia de forma relativa al instante *t'* acontecido n_k instantes antes que el instante t_k en $\mathbb{T}$,

$\exists$X representa $\exists x_1$ $\exists x_2$ ...$\exists x_a$, siendo x_1 , x_2 , ..., x_a , t_1 , ..., t_s las variables que aparecen en *W*,

E_k representa un literal relacional entre expresiones en las que no pueden aparecer dimensiones temporales, y

R_i representa una restricción temporal de la forma $t_i \circ t_j$, donde $\circ$ puede ser un predicado relacional del conjunto $\{<,\leq,=\}$ y t_i , t_j son dimensiones temporales que aparecen en *W*.

Entonce, para cada dimensión temporal t_h en *W*, se define el *conjunto de restricciones temporales que acotan en el pasado* a t_h como

$$P(t_h) = \{t_i \circ t_h \mid \exists (t_i \circ t_h) \text{ en } W\}$$

y el *conjunto de restricciones temporales que acotan en el futuro* a t_h como

$$F(t_h) = \{t_h \circ t_j \mid \exists (t_h \circ t_j) \text{ en } W\}$$

Cuando $P(t_h) = \emptyset$ y $F(t_h) \neq \emptyset$, se dice que t_h es una dimensión temporal *inicial* y si $F(t_h) = \emptyset$ y $P(t_h) \neq \emptyset$, se dice que t_h es una dimensión temporal *terminal*.

Siempre que exista una restricción temporal de la forma $t_h \circ t'$, se dice que la dimensión temporal *t'* es *posterior directa* de la dimensión temporal t_h , o que la dimensión temporal t_h anterior directa de la dimensión temporal *t'*.

Se define el *conjunto de dimensiones temporales previas a las dimensiones terminales* de *W* como

$$\mathbf{Pr}(W) = \{t_i \mid \exists t_j \text{ en } W \text{ con } F(t_j) = \emptyset \text{ y } t_i \circ t_j \in P(t_j)\}$$

y los *conjuntos de dimensiones temporales posteriores* y *anteriores a la dimensión temporal* t_h como:

$$Posteriores(t_h) = \{t_i \mid \exists t_h \circ t_i \in F(t_h) \text{ o } \exists t_h \circ t_j \in F(t_h)$$
$$\text{y } t_i \in Posteriores(t_j)\}$$

y

$$Anteriores(t_h) = \{t_i \mid \exists t_i \circ t_h \in P(t_h) \text{ o } \exists t_j \circ t_h \in F(t_h)$$
$$\text{y } t_i \in Anteriores(t_j)\}$$

Definición 4.1. W es una *fórmula aplanable elemental* si cumple los requisitos siguientes:

a) W es una fórmula cerrada que obedece al formato general (1) con $n \neq 0$ o $s \neq 0$ y tal que todas las restricciones temporales en las que no aparezca al menos una dimensión temporal terminal deben estar formadas por el predicado relacional '<', o

b) W está formada por disyunción de fórmulas que cumplen el requisito (a).■

En base a la definición anterior, en una fórmula aplanable elemental sólo se permiten restricciones temporales de la forma $t_i < t$, ó $t_i \leq t$ cuando t sea una dimensión temporal terminal. No obstante, esto no conlleva ninguna pérdida de generalidad, ya que toda expresión W definida como la fórmula (1), con $n \neq 0$ ó $s \neq 0$, y con restricciones temporales de la forma $t_i \leq t_j$, siempre puede transformarse en una disyunción de expresiones aplanables elementales. Para ello basta sustituir las restricciones de la forma $t_i \leq t_j$ por $(t_i < t_j \vee t_i = t_j)$ y aplicar el cálculo de predicados. Y cuando la restricción temporal sea de la forma $t_i = t_j$, podemos sustituir t_i por t_j en toda la fórmula, desapareciendo así la dimensión temporal t_i.

Se define el conjunto $VR(W)$ de las *variables representativas* de una expresión aplanable elemental W como el conjunto de todas las variables que aparecen en más de un literal de la conjunción de literales que define dicha expresión.

Para una especificación Ψ la definición de fórmula aplanable elemental establece una norma de cómo deben escribirse las expresiones en $\mathbb{L}_\Psi$, pero no evita la presencia de dimensiones temporales irrelevantes o innecesarias. En este sentido proponemos la proposición siguiente.

Proposición 4.1.- Sea Ψ una especificación MCD y W una expresión aplanable elemental contenida en Ψ con al menos una dimensión temporal inicial

t_h tal que en W no aparece ninguna subexpresión de la forma $\phi_h\ (t_h\ )$. Entonces para cualquier estado $\mathcal{E}(\tau)$ existe una expresión aplanable elemental W' equivalente a W y tal que W' es obtenida por eliminación de la dimensión temporal t_h de W.

Demostración.- En la fórmula $W = \exists t_h\ \exists t_i\ \phi(t_i\ ) \wedge t_h \circ t_i$ la subexpresión $t_h \circ t_i$ es evaluada verdad siempre para todo estado $\mathcal{E}(\tau)$. ∎

En adelante supondremos que en todas las formulas aplanables elementales no existe ninguna dimensión temporal inicial t_h tal que no aparezca la subexpresión $\phi_h\ (t_h\ )$ correspondiente.

En el apartado siguiente estudiamos las propiedades más importantes de las fórmulas aplanables elementales.

4.3 Propiedades de las fórmulas aplanables elementales.

La definición dada de fórmula aplanable elemental contempla la presencia de referencias temporales relativas. Las referencias temporales relativas que aparecen en una especificación MCD de un SI real deben ser consecuentes con la invarianza del pasados con respecto al presente. En particular, y desde la semántica asociada con toda MCD, cuando ciertas subexpresiones con referencia a los instantes anteriores son evaluadas verdad, entonces éstas son verdad en todo instante futuro. Esta propiedad es recogida en el lema siguiente.

Lema 4.1. Dada una especificación MCD Ψ de un SI, su correspondiente lenguaje lógico de primer orden $\mathbb{L}_\Psi$, un estado $\mathcal{E}(\tau)$ en el instante τ tal que en sus cláusulas no se hace referencia al futuro, un estado $\mathcal{E}(\tau')$ con $\tau'>\tau$, obtenido al añadir a $\mathcal{E}(\tau)$ los hechos acontecidos desde el instante τ hasta el instante τ', y las fórmulas aplanables elementales

$$W_1 = \exists t_1 \ldots \exists t_m\ \exists X \phi_1\ (t_1\ ) \wedge \phi_2\ (t_2\ ) \wedge \ldots \wedge \phi_n\ (t_n\ ) \wedge \phi_m\ (t_m\ ) \wedge t_1 \circ_1 t_2 \wedge$$
$$t_2 \circ_2 t_3 \wedge \ldots \wedge t_n \circ_n t_m \text{ y}$$

$$W_2 = \exists t_1 \ldots \exists t_n\ \exists X \phi_1\ (t_1\ ) \wedge \phi_2\ (t_2\ ) \wedge \ldots \wedge \phi_{n-1}\ (t_{n-1}\ ) \wedge \phi_n\ (t_n\ ) \wedge$$
$$t_1 \circ_1 t_2 \wedge \ldots \wedge t_{n-1} \circ_{n-1} t_n\ ,$$

entonces:
a) si existe una asignación variables con $t_m = \tau$ tal que $\mathcal{E}(\tau) \models W_1$, también se cumple que $\mathcal{E}(\tau) \models W_2$, y

b) para cualquier estado $\mathcal{E}(\tau')$ con $\tau' > \tau$ existe una asignación de variables donde $t_m = \tau'$ tal que $\mathcal{E}(\tau') \models W_2$.

Demostración.

Caso (a) es evidente.

Caso (b): Para que $\mathcal{E}(\tau) \models W_2$ es necesario que en $\mathcal{E}(\tau)$ existan los hechos que justifican la evaluación verdad de W_2 bajo alguna asignación de las variables. Por otro lado en $\mathcal{E}(\tau')$ existen los hechos que aparecen en $\mathcal{E}(\tau)$ junto con los hechos acontecidos hasta el instante τ', reflejándose en $\mathcal{E}(\tau')$ todos los estados por los que ha pasado el sistema hasta el instante τ'. Por tanto, si existe una asignación que justifica $\mathcal{E}(\tau) \models W_2$, según el apartado (a) del lema, también debe existir otra asignación que verifique $\mathcal{E}(\tau') \models W_2$ ya que las cláusulas en $\mathcal{E}(\tau)$ y en $\mathcal{E}(\tau')$ no referencian al futuro, y por consiguiente, no pueden cambiar el pasado en un instante futuro. ■

En virtud del lema anterior, si existe una asignación de variables tal que aplicada sobre una fórmula aplanable elemental se obtiene una fórmula interpretada verdad en un estado $\mathcal{E}(\tau)$, entonces podemos asegurar la existencia de una asiganción de variables que aplicada sobre cualquier subexpresión formada por las dimensiones temporales que acotan en el pasado a las dimensiones temporales terminales, también será evaluada verdad en $\mathcal{E}(\tau)$. Por consiguiente, la evaluación de cualquier fórmula aplanable elemental W puede descomponerse en la evaluación de cada subfórmula con una misma dimensión temporal siempre que se siga un orden compatible con las restricciones temporales. Las restricciones temporales establecen un orden (que puede ser total o parcial) entre las distintas subexpresiones de W con una misma dimensión temporal. Además, la evaluación verdad de una subfórmula bajo t_i en el instante τ conlleva la evaluación verdad de las subfórmulas bajo las dimensiones temporales menores a t_i en W.

En adelante, notaremos como ϕ_h $(X_h\ ,t)$ la expresión resultante de sustituir t_h por t en ϕ_h $(X_h\ ,t_h\ )$ para toda subexpresión ϕ_h $(X_h\ ,t_h\ )$ en una expresión aplanable.

A continuación, y de modo informal, introducimos el proceso propuesto para el aplanamiento temporal de fórmulas aplanables elementales sencillas. En el apartado siguiente se desarrollará formalmente.

El proceso de aplanamiento temporal propuesto se define en base a transformar las fórmulas aplanables elementales en fórmulas que llamaremos aplanadas temporalmente.

Definición 4.2.- Una expresión bien formada en $\mathbb{L}_\Psi$ es una *expresión aplanada temporalmente* si en ella no aparecen restricciones temporales y sus literales aparecen únicamente bajo la dimensión temporal que representa el presente y/o el instante inmediato anterior. ∎

Consideremos la fórmula aplanable elemental

$$W = \exists t_1 \, \exists t_2 \, \exists X \phi_1 (X_1, t_1) \wedge \phi_2 (X_2, t_2) \wedge t_1 < t_2 .$$

W es evaluada verdad si existe un instante t_1 tal que $\phi_1 (t_1)$ es evaluada verdad (con independencia de que $\phi_2 (t_1)$ sea evaluada verdad o falso) y existe otro instante t_2 tal que $t_1 < t_2$ y $\phi_2 (t_2)$ también es evaluada verdad. Esto nos induce a representar W mediante dos entidades, una que represente la evaluación de $\phi_1 (t_1)$, con independencia de cómo sea evaluada $\phi_2 (t_1)$, y la otra que represente la evaluación de $\phi_2 (t_2)$ después de que haya sido evaluada verdad la expresión $\phi_1 (t_1)$. Además, en esta representación podremos no explicitar las restricciones temporales de W siempre que podamos descomponer W en subexpresiones que cumplan tal condición. Evidentemente, en la nueva representación la restricción temporal quedará expresada de forma implícita.

Una fórmula aplanable elemental W es transformada en un conjunto de fórmulas aplanadas elementales en base a asociar con cada dimensión temporal t_h en W un símbolo de predicado que llamaremos *primitivo*. Cada símbolo de predicado primitivo debe aparecer definido de forma que

a) la dimensión temporal t_h cumpla las restricciones temporales impuestas en W,

b) recoja la información que sea necesaria de las subexpresiones de W con dimensiones temporales anteriores directas a la dimensión temporal t_h,

c) se asegure su evaluación verdad al menos hasta que sea necesario para la evaluación de W.

Concretamente, en la fórmula W del párrafo anterior aparecen las dimensiones temporales t_1 y t_2, relacionadas mediante la restricción temporal $t_1 < t_2$. El proceso de transformación requiere definir dos símbolos de predicado de entidades primitivas $w1$ y $w2$. El símbolo de predicado $w1$ debe definirse de forma que recoja los instantes en los que $\phi_1 (X_1, t_1)$ es evaluada verdad y se mantenga su existencia, al menos, en todos los instantes posteriores hasta que sea evaluada verdad $\phi_2 (X_2, t_2)$. La definición de $w2$ debe considerar la evaluación verdad de $w1$ en el pasado y la evaluación verdad de $\phi_2 (X_2, t_2)$.

En este caso asociaríamos a t_1 el símbolo de predicado primitivo w_1 , definido de la forma:

$w_1\ (X_1\ ,t) \Leftarrow \phi_1\ (X_1\ ,t)$
$w_1\ (X_1\ ,t) \Leftarrow w_1\ (X_1\ ,t\text{-}1)$

y a t_2 le asociaríamos el símbolo de predicado primitivo w_2 , definido por las cláusulas

$w_2\ (X_2\ ,t) \Leftarrow \phi_2\ (X_2\ ,t) \wedge w_1\ (X_1\ ,t\text{-}1)$
$w_2\ (X_2\ ,t) \Leftarrow w_2\ (X_2\ ,t\text{-}1)$.

En general, un símbolo de predicado w que representa a una *entidad primitiva* puede aparecer definido por las cláusulas siguientes:

a) Una cláusula, llamada de *mantenimiento*, de la forma

$$w(\mathrm{X},t) \Leftarrow w(\mathrm{X},t\text{-}1) \wedge \mathcal{M}$$

y

b) una o más cláusulas, llamadas de *inicio*, de la forma

$$w(\mathrm{X},t) \Leftarrow \phi_1\ (t) \wedge \phi_2\ (t\text{-}1)$$

donde $\mathcal{M}$ representa una expresión de la forma general $\phi_3\ (t) \wedge \phi_4\ (t\text{-}1)$ que llamaremos *condición de mantenimiento.*

La entidad primitiva $w(\mathrm{X},t)$ representa el acontecimiento de $\phi_1\ (t)$ y se mantiene en instantes sucesivos hasta que $\mathcal{M}$ sea evaluada falsa.

En base a cómo son definidas las entidades primitivas, resulta evidente deducir su comportamiento en el tiempo. Si $\mathcal{M}$ no aparece, entonces podemos asegurar que el comportamiento de la entidad representada por el símbolo de predicado w es CA. Cuando $\mathcal{M}$ aparece, la entidad representada por w tiene un comportamiento en el tiempo tipo CF.

Seguidamente justificamos las propiedades más relevantes de las entidades primitivas. Las entidades primitivas introducidas en el proceso de aplanamiento temporal cumplen las condiciones impuestas en el capítulo tercero, lo que nos asegura la deducción de la conducta temporal de las entidades definidas en función de las entidades primitivas y los hechos.

En las proposiciones y teoremas que sigue consideraremos que:

· *Var*(W) es el conjunto de variables que aparecen en la fórmula W,

· Ψ es una especificación MCD de un SI,

· $\mathbb{L}_\Psi$ es el lenguaje lógico en el que se expresa Ψ,

· $\mathbb{L}_{\Psi 1}$ es un lenguaje lógico que se obtiene apliando $\mathbb{L}_\Psi$ con el símbolo de predicado w_1 ,

· $\mathcal{E}(\tau)$ es un programa lógico en $\mathbb{L}_\Psi$ que representa el estado alcanzado por el SI que modela Ψ en el instante τ, y

· Comp($\mathcal{E}(\tau)$) es la compleción de $\mathcal{E}(\tau)$ [LLO93].

Proposición 4.2.- Sea Ψ una especificación MCD de un SI, $\mathbb{L}_\Psi$ el lenguaje lógico en el que se expresa Ψ y p un símbolo de predicado definido en Ψ mediante una única cláusula de una de las dos formas siguientes:

a) $p(X,t) \Leftarrow \exists t_1\ \exists t_2\ \phi_1\ (X_1\ ,t_1\ ) \wedge \phi(X_2\ ,t_2\ ) \wedge t_1 \leq t_2$,
ó

b) $p(X,t) \Leftarrow \exists t_1\ \exists t_2\ \phi_1\ (X_1\ ,t_1\ ) \wedge \phi(X_2\ ,t_2\ ) \wedge t_1 < t_2$.

Sea, también, $\Psi 1$ la especificación expresada en un lenguaje lógico $\mathbb{L}_{\Psi 1}$ que se obtiene a partir de Ψ cambiando la cláusula que define a p por, respectivamente, las cláusulas

a)
$w_1\ (X_1\ ',t) \Leftarrow \phi_1\ (X_1\ ,t)$,
$w_1\ (X_1\ ',t) \Leftarrow w_1\ (X_1\ ',t\text{-}1)$,
$p(X,t) \Leftarrow \phi_2\ (X_2\ ,t) \wedge w_1\ (X_1\ ',t)$,

ó

b)
$w_1\ (X_1\ ',t) \Leftarrow \phi_1\ (X_1\ ,t)$,
$w_1\ (X_1\ ',t) \Leftarrow w_1\ (X_1\ ',t\text{-}1)$,
$p(X,t) \Leftarrow \phi_2\ (X_2\ ,t) \wedge w_1\ (X_1\ ',t\text{-}1)\}$,

donde $w_1 \notin \mathbb{L}_\Psi$ y

$$Var(w_1\ (X_1\ ',t)) = Var(\phi_1\ (X_1\ ,t) \cap VR(\phi_1\ (X_1\ ,t_1) \wedge\phi(X_2,t_2\ )\wedge p(\mathrm{X},t)).$$

Entonces para cualquier instante $\tau\in\mathbb{T}$ si $\mathcal{E}(\tau)$ es el estado alcanzado por Ψ y $\mathcal{E}'(\tau)$ es el estado alcamzado por $\Psi 1$ en dicho instante, se cumple que

$$\mathrm{Comp}(\mathcal{E}(\tau))\models p(\mathrm{X},t)$$

si, y sólo si,

$$\mathrm{Comp}(\mathcal{E}'(\tau)) \models p(\mathrm{X},t).$$

Demostración.

Caso (a).
Probaremos primero que se cumple en sentido directo

$$(\mathrm{Comp}(\mathcal{E}(\tau)) \models p(\mathrm{X},t)) \Rightarrow (\mathrm{Comp}(\mathcal{E}'(\tau)) \models p(\mathrm{X},t)).$$

Si $\mathrm{Comp}(\mathcal{E}(\tau)) \models p(\mathrm{X},t)$, implica que existe al menos una asignación de variables V con t_1 / τ_1 y t_2 / τ_2 tal que $\tau_1 \leq \tau_2$ y hacen verdad la cabeza de la cláusula

$$p(X,t) \Leftarrow \exists t_1 \; \exists t_2 \; \phi_1 \; (X_1 \;, t_1 \;) \wedge \phi(X_2 \;, t_2 \;) \wedge t_1 \leq t_2$$

Como ésta es la única cláusula que define p, también será verdad su cuerpo en $\mathrm{Comp}(\mathcal{E}(\tau))$, por lo que $\phi_1 \; (X_1 \;, \tau_1 \;)$ y $\phi_2 \; (X_2 \;, \tau_2 \;)$ serán evaluadas verdad. Si ahora aplicamos la asignación V con t/τ_1 sobre la cláusula

$$w_1 \; (X_1 \;', t) \Leftarrow \phi_1 \; (X_1 \;, t)$$

resultará que $\phi_1 \; (X_1 \;, \tau_1 \;)$ y $w_1 \; (X_1 \;', \tau_1 \;)$ también serán evaluadas verdad en $\mathrm{Comp}(\mathcal{E}'(\tau))$, ya que las diferencias existentes entre $\mathcal{E}(\tau)$ y $\mathcal{E}'(\tau)$ no implican cambios en $\phi_1 \; (X_1 \;, t)$. Por la misma razon, si aplicamos una asiganción V', que coincida con V salvo para t/τ' tal que $\tau_1 \leq \tau' < \tau_2$, sobre la cláusula

$$w_1 \; (X_1 \;', t) \Leftarrow w_1 \; (X_1 \;', t\text{-}1)$$

resultará que también $w_1 \; (X_1 \;', \tau')$ será evaluada verdad en $\mathrm{Comp}(\mathcal{E}'(\tau))$. Igualmente, si aplicamos una asignación V'', que coincida con V salvo para t/τ_2 , sobre la cláusula

$$p(X,t) \Leftarrow \phi_2 \; (X_2 \;, t) \wedge w_1 \; (X_1 \;', t)$$

$p(X, \tau_2 \;)$ será evaluado verdad en $Comp(\mathcal{E}_1 \;'(\tau))$.

El sentido inverso debemos probar

$$(\text{Comp}(\mathcal{E}(\tau))\models p(X,t)) \Leftarrow (\text{Comp}(\mathcal{E}'(\tau))\models p(X,t)).$$

Para que $p(X,t)$ sea evaluada verdad en Comp($\mathcal{E}'(\tau)$) es necesario que exista una asiganción V con t/τ_2 que aplicado sobre ϕ_2 $(X_2\ ,t) \wedge w_1$ $(X_1\ ',t)$ sea evaluada verdad en Comp($\mathcal{E}'(\tau)$) para $\tau_2 \leq \tau$. Por consiguiente, debe existir otra asignación V' con t/τ_1 que aplicada sobre al menos las cláusulas

$$w_1\ (X_1\ ',t) \Leftarrow w_1\ (X_1\ ',t\text{-}1),\ \text{ó}$$

$$w_1\ (X_1\ ',t) \Leftarrow \phi_1\ (X_1\ ',t)$$

haga que sea evaluadas verdad en Comp($\mathcal{E}'(\tau)$) para $\tau_1 < \tau_2 \leq \tau$. En base a las diferencias existentes entre $\mathcal{E}(\tau)$ y $\mathcal{E}_1$ '(τ), podemos asegurar que la cláusula

$$p(X,t) \Leftarrow \exists t_1\ \exists t_2\ \phi_1\ (X_1\ ,t_1\ ) \wedge \phi(X_2\ ,t_2\ ) \wedge t_1\ \leq t_2$$

es evaluada verdad en Comp($\mathcal{E}(\tau)$).

Caso (b)
Aplicando el razonamiento usado para el caso (a) resulta inmediato. ∎

Proposición 4.3.- Sea Ψ una especificación MCD de un SI, $\mathbb{L}_\Psi$ el lenguaje lógico en el que se expresa Ψ, p un símbolo de predicado que se define en Ψ mendiante una única cláusula de la forma

$$\Gamma = p(X,t) \Leftarrow \exists t_1\ ...\exists t_m\ \exists X \phi_1\ (X_1\ ,t_1\ ) \wedge \phi_2\ (X_2\ ,t_2\ ) \wedge\ ...$$

$$\wedge \phi_n\ (X_n\ ,t_n\ ) \wedge \phi_m\ (X_m\ ,t_m\ ) \wedge t_1\ < t_2\ \wedge t_2\ < t_3\ \wedge ... \wedge t_n\ < t_m$$

y $\Psi 1$ la especificación, expresada en un lenguaje lógico $\mathbb{L}_{\Psi 1}$, que se obtiene a partir de Ψ cambiando la cláusula que define p por el conjunto de cláusulas

$w_1\ (X_1\ ',t) \Leftarrow \phi_1\ (X_1\ ,t)$,
$w_1\ (X_1\ ',t) \Leftarrow w_1\ (X_1\ ',t\text{-}1)$,
$w_2\ (X_2\ ',t) \Leftarrow \phi_2\ (X_2\ ,t) \wedge w_1\ (X_1\ ',t\text{-}1)$,
$w_2\ (X_2\ ',t) \Leftarrow w_2\ (X_2\ ',t\text{-}1)$,
...,
$w_n\ (X_n\ ',t) \Leftarrow \phi_n\ (X_n\ ,t) \wedge w_{n-1}\ (X_{n-1}\ ',t\text{-}1)$,
$w_n\ (X_n\ ',t) \Leftarrow w_n\ (X_n\ ',t\text{-}1)$,
$p(X,t) \Leftarrow \phi_m\ (X_m\ ,t) \wedge w_n\ (X_n\ ',t\text{-}1)$,

donde $w_i \notin \mathbb{L}_\Psi$, i=1,2,...,n,m, y

$$Var(w_1\ (X_1\ ', t)) = Var(\phi_1\ (X_1\ ,t)) \cap VR(\Gamma),$$
$$Var(w_2\ (X_2\ ', t)) = Var(\phi_2\ (X_2\ ,t) \wedge w_1\ (X_1\ ',t\text{-}1)) \cap VR(\Gamma),$$
$$\ldots$$
$$Var(w_n\ (X_n\ ', t)) = Var(\phi_n\ (X_n\ ,t) \wedge w_{n-1}\ (X_{n-1}\ ',t\text{-}1)) \cap VR(\Gamma).$$

Entonces, para todo instante $\tau \in \mathbb{T}$, si $\mathcal{E}(\tau)$ es el estado alcanzado por Ψ y $\mathcal{E}_1\ (\tau)$ es el estado alcanzado por $\Psi 1$ en dicho instante, se cumple que

$$(Comp(\mathcal{E}(\tau)) \models p(X,t)) \Leftrightarrow (Comp(\mathcal{E}_1\ (\tau) \models p(\mathrm{X},t)).$$

Demostración.- Por inducción, aplicando la proposición anterior resulta inmediato. ■

A su vez, esta proposición se puede generaliza considerando en algunas, o todas, las restricciones temporales el predicado relacional $\leq$ en lugar de $<$.

De las proposiciones anteriores emana una forma de transformar fórmulas aplanables elementales en fórmulas aplanadas temporalmente. Lo único que se requiere para ello es reescribir la expresión en términos de entidades primitivas, que en este caso tienen conducta temporal CA. Por ejemplo, una expresión de la forma

$$W = \exists t_1\ \exists t_2\ \phi_1\ (X_1\ , t_1\ ) \wedge \phi_2\ (X_2\ , t_2\ ) \wedge t_1\ < t_2$$

puede ser transformada en el conjunto de fórmulas aplanadas siguiente

$$w_1\ (X_1\ ,t) \Leftarrow \phi_1\ (X_1\ ,t)$$
$$w_1\ (X_1\ ,t) \Leftarrow w_1\ (X_1\ ,t\text{-}1)$$
$$w_2\ (X_2\ ,t) \Leftarrow \phi_2\ (X_2\ ,t) \wedge w_1\ (X_1\ ,t\text{-}1)$$
$$w_2\ (X_2\ ,t) \Leftarrow w_2\ (X_2\ ,t\text{-}1)$$

donde w_1 y w_2 son entidades primitivas y la expresión $W' = w_2\ (X_2\ ,t)$ representa a W. Obviamente este proceso incrementa la complejidad espacial.

Una forma de optimizar espacialmente la transformación de W podría conseguirse si, de forma precisa, determinamos 'cuando' una entidad primitiva deja de ser últil para la deducibilidad de otras entidades que dependan de élla.

Sean t_h y t_i dos dimensiones temporales en W tal que $t_h \circ_i t_i \in F(t_h\ )$. Para determinar cuando una entidad $w_h\ (X, t_h\ )$ deja de ser útil, se distinguen dos casos:

a) cuando por cada entidad w_h (X, t_h) sólo pueda deducirse una única entidad w_i (X', t_i), o

b) cuando por cada entidad w_h (X, t_h) puedan deducirse más de una entidad w_i (X', t_i).

En es caso (a), una entidad w_h (X, t_h) deja de ser útil cuando aparezca la entidad w_i (X', t_i), no siendo necesario tener almacenada w_h (X, t_h) mientras que exista la entidad w_i (X', t_i), porque su presencia lleva implícito que ha existido w_h (X, t_h) en el pasado. De igual forma, si la entidad w_i (X', t_i) cumple la condición (a), queda determinado hasta cuando esta entidad es útil. En consecuencia, cuando las entidades primitivas asociadas con dimensiones temporales posteriores a t_h y la entidad $w_h(X, t_h)$ cumplan la condición del caso (a), la utilidad de las citadas entidades queda limitada porel instante en que se da de alta la entidad asociada con la dimensión temporal posterior directa.

Sin embargo, si alguna de las entidades asociadas con dimensiones temporales posteriores de t_h cumplen la condición del caso (b), entonces la entidad w_h (X, t_h) deja de ser útil sólo mientras que existan algunas de las entidades asociadas con dimensiones temporales posteriores a t_h y, por consiguiente, si eliminamos la entidad w_h (X, t_h) porque deje de ser útil, deberá ser derivada de nuevo cuando sean eliminadas todas las entidades primitivas asociadas con dimensiones temporales posteriores a t_h .

Teorema 4.1. Sea Ψ una especificación MCD de un SI, $\mathbb{L}_\Psi$ el lenguaje lógico en el que se expresa Ψ y p un símbolo de predicado que se define en Ψ mendiante una única cláusula de una de las dos formas siguientes

$$p(X, t) \Leftarrow \exists t_1\ \exists t_2\ \phi_1(X_1, t_1) \wedge \phi(X_2, t_2) \wedge t_1 \leq t_2\ ,$$

ó

$$p(X, t) \Leftarrow \exists t_1\ \exists t_2\ \phi_1(X_1, t_1) \wedge \phi(X_2, t_2) \wedge t_1 < t_2\ .$$

Sea, también, $\Psi 1$ la especificación, expresada en un lenguaje lógico $\mathbb{L}_{\Psi 1}$, que se obtiene a partir de Ψ cambiando la cláusula que define p por, respectivamente, las cláusulas

a)

$w_1(X_1', t) \Leftarrow \phi_1(X_1, t)$,
$w_1(X_1', t) \Leftarrow w_1(X_1', t\text{-}1) \wedge \neg p(X, t)$,
$p(X, t) \Leftarrow \phi_2(X_2, t) \wedge w_1(X_1', t)$,

ó

b)

$w_1(X_1', t) \Leftarrow \phi_1(X_1, t)$,
$w_1(X_1', t) \Leftarrow w_1(X_1', t\text{-}1) \wedge \neg p(X, t)$,

$$p(X,t) \Leftarrow \phi_2\ (X_2\ ,t) \wedge w_1\ (X_1\ \text{'},t\text{-}1),$$

donde $w_1 \notin \mathbb{L}_\Psi$ y

$$Var(w_1\ (X_1\ \text{'},t)) = Var(\phi_1\ (X_1\ ,t) \cap VR(\phi_1\ (X_1\ ,t_1\ ) \wedge \phi(X_2\ ,t_2\ ) \wedge p(\mathrm{X},t))$$

y

$$Var(w_1\ (X_1\ \text{'},t)) \supseteq Var(p(\mathrm{X},t)).$$

Entonces para todo instante $\tau \in \mathbb{T}$, si $\mathcal{E}(\tau)$ es el estado alcanzado por Ψ y $\mathcal{E}\text{'}(\tau)$ es el estado alcanzado por $\Psi 1$ en dicho instante, se cumple que

Comp($\mathcal{E}(\tau)$)$\models p(\mathrm{X},t)$ si, y sólo si, Comp($\mathcal{E}\text{'}(\tau)$)$\models p(\mathrm{X},t)$.

Demostración. Inmediato porque cumple la condición del caso (a) de la optimización espacial. ∎

En virtud del teorema anterior, toda expresión aplanable elemental W podrá ser representada por un conjunto $C(W)$ de cláusulas, donde se definen las entidades primitivas optimizadas espacialmente, y una expresión $W\text{'}$ aplanada temporalmente, que representa a W y estal que $W\text{'}$ aparece expresada en función de las entidades primitivas definidas en $C(W)$.

Ejemplo 4.1: Sea la fórmula aplanable W

$$\exists t_1\ \exists t_2\ \exists t\, pedido(Cod\_producto, t_2\ ) \wedge recibido(Cod\_producto, t_1\ ) \wedge t_1\ < t_2\ \wedge t_2\ \leq t$$

Aplicando el teorema anterior sobre W, obtenemos

$C(W)$ ={ $w1$(Cod_producto,t) $\Leftarrow$ pedido(Cod_producto,t) ,
$w1$(Cod_producto,t) $\Leftarrow$ $w1$(Cod_producto,t-1)$\wedge\neg w2$(Cod_producto,t),
$w2$(Cod_producto,t) $\Leftarrow$ recibido(Cod_producto,t)$\wedge w1$(Cod_producto,t-1),
$w2$(Cod_producto,t) $\Leftarrow$ $w2$(Cod_producto,t-1)}.

La expresión $W\text{'}$= $w2$(Cod_producto,t) representa a W. En base a como se han definido las entidades primitivas $w1$ y $w2$, la conducta temporal de la entidad $w1$ obedece a una CF y la entidad $w2$ tiene una C, resultando que la conducta temporal de la expresión W es CA.

El teorema anterior recoge la optimización espacial cuando se cumple la condición del caso (a). El otro caso es recogido en el teorema siguiente

Teorema 4.2.- Sea Ψ una especificación MCD de un SI, $\mathbb{L}_\Psi$ el lenguaje lógico en el que se expresa Ψ y p un símbolo de predicado que se define en Ψ mendiante una única cláusula de una de las dos formas siguientes

$$p(X,t) \Leftarrow \exists t_1\ \exists t_2\ \phi_1\ (X_1\ ,t_1\ ) \wedge \phi(X_2\ ,t_2\ ) \wedge t_1 \leq t_2\ ,$$

ó

$$p(X,t) \Leftarrow \exists t_1\ \exists t_2\ \phi_1\ (X_1\ ,t_1\ ) \wedge \phi(X_2\ ,t_2\ ) \wedge t_1 < t_2\ .$$

Sea, también, $\Psi 1$ la especificación, expresada en un lenguaje lógico $\mathbb{L}_{\Psi 1}$, que se obtiene a partir de Ψ cambiando la cláusula que define p por, respectivamente, las cláusulas

a)

$w_1\ (X_1\ ',t) \Leftarrow \phi_1\ (X_1\ ,t)$,
$w_1\ (X_1\ ',t) \Leftarrow p(X',-,t\text{-}1) \wedge \neg p(X',-,t)$,
$w_1\ (X_1\ ',t) \Leftarrow w_1\ (X_1\ ',t\text{-}1) \wedge \neg p(X,t)$,
$p(X,t) \Leftarrow \phi_2\ (X_2\ ,t) \wedge w_1\ (X_1\ ',t)$
$p(X,t) \Leftarrow \phi_2\ (X_2\ ,t) \wedge p(X',-,t)$,

ó

b)

$w_1\ (X_1\ ',t) \Leftarrow \phi_1\ (X_1\ ,t)$,
$w_1\ (X_1\ ',t) \Leftarrow p(X',-,t\text{-}1) \wedge \neg p(X',-,t)$,
$w_1\ (X_1\ ',t) \Leftarrow w_1\ (X_1\ ',t\text{-}1) \wedge \neg p(X,t)$,
$p(X,t) \Leftarrow \phi_2\ (X_2\ ,t) \wedge w_1\ (X_1\ ',t\text{-}1)$,
$p(X,t) \Leftarrow \phi_2\ (X_2\ ,t) \wedge p(X',-,t\text{-}1)$,

donde '-' representan las variables libre correspondientes a las variables que aparecen en $Var(p(X,t))$ y no aparecen en $Var(w_1\ (X_1\ ',t))$, $w_1 \notin \mathbb{L}_\Psi$ y

$$Var(w_1\ (X_1\ ',t)) = Var(\phi_1\ (X_1\ ,t) \cap VR(\phi_1\ (X_1\ ,t_1\ ) \wedge \phi(X_2\ ,t_2\ ) \wedge p(X,t))$$

y

$$Var(w_1\ (X_1\ ',t)) \subset Var(p(X,t)).$$

Entonces para todo instante $\tau \in \mathbb{T}$, si $\mathcal{E}(\tau)$ es el estado alcanzado por Ψ y $\mathcal{E}'(\tau)$ es el estado alcanzado por $\Psi 1$ en dicho instante, se cumple que

$\mathrm{Comp}(\mathcal{E}(\tau)) \models p(X,t)$ si, y sólo si, $\mathrm{Comp}(\mathcal{E}'(\tau)) \models p(X,t)$.

Demostración. Es inmediato ya que cumple la condición (b) de la optimización espacial. En efecto, la entidad w_1 $(X_1\ ,t)$ está presente hasta que se dé de alta alguna entidad p(X',-,t). Cuando ésto ocurra, ya no será deducible la entidad w_1 (X',t) y, sin embargo, podremos deducir otra entidad p(Y,t) tal que en Y estén incluidas las variables que tienen en comun en X y X'. En el caso que dejen de ser deducibles todas las entidades p(X',-,t), entonces volverá a ser deducible la entidad w_1 (X',t). ∎

La optimización espacial aportada en los teoremas (4.1) y (4,2) es aplicable siempre que t_2 no represente al instante actual o a una dimensión temporal terminal.

Teorema 4.3.- Sea Ψ una especificación MCD de un SI, $\mathbb{L}_\Psi$ el lenguaje lógico en el que se expresa Ψ, p un símbolo de predicado que se define en Ψ mendiante una única cláusula de la forma

$$\Gamma = p(X,t) \Leftarrow \exists t_1 \ldots \exists t_m\ \exists X \phi_1\ (X_1\ ,t_1\ ) \wedge \phi_2\ (X_2\ ,t_2\ ) \wedge \ldots$$

$$\wedge \phi_n\ (X_n\ ,t_n\ ) \wedge \phi_m\ (X_m\ ,t_m\ ) \wedge t_1 < t_2 \wedge t_2 < t_3 \wedge \ldots \wedge t_n < t_m$$

y $\Psi 1$ la especificación, expresada en un lenguaje lógico $\mathbb{L}_{\Psi 1}$, que se obtiene a partir de Ψ cambiando la cláusula que define p por el conjunto de cláusulas

$w_1\ (X_1\ ',t) \Leftarrow \phi_1\ (X_1\ ,t)$,
$w_1\ (X_1\ ',t) \Leftarrow w_1\ (X_1\ ',t\text{-}1)$,
$w_2\ (X_2\ ',t) \Leftarrow \phi_2\ (X_2\ ,t) \wedge w_1\ (X_1\ ',t\text{-}1)$,
$w_2\ (X_2\ ',t) \Leftarrow w_2\ (X_2\ ',t\text{-}1)$,
...,
$w_h\ (X_h\ ',t) \Leftarrow \phi_h\ (X_h\ ,t) \wedge w_{h-1}\ (X_{h-1}\ ',t\text{-}1)$,
$w_h\ (X_h\ ',t) \Leftarrow \phi_h\ (X_h\ ,t) \wedge w_h\ (X_{h-1}\ ',\text{-},t\text{-}1)$,
$w_h\ (X_h\ ',t) \Leftarrow w_{s1}\ (X_h\ ,-,t-1) \wedge \neg w_{s1}\ (X_h\ ,-,t) \wedge \ldots \neg w_{su}\ (X_h\ ,\text{-},t)$,
$w_h\ (X_h\ ',t) \Leftarrow w_{s2}\ (X_h\ ,-,t-1) \wedge \neg w_{s1}\ (X_h\ ,-,t) \wedge \ldots \neg w_{su}\ (X_h\ ,\text{-},t)$,
...,
$w_h\ (X_h\ ',t) \Leftarrow w_{su}\ (X_h\ ,-,t-1) \wedge \neg w_{s1}\ (X_h\ ,-,t) \wedge \ldots \neg w_{su}\ (X_h\ ,\text{-},t)$,
$w_h\ (X_h\ ',t) \Leftarrow w_h\ (X_h\ ',t-1) \wedge \neg w_{h+1}\ (X_{h+1}\ ,t)$,
...,
$w_n\ (X_n\ ',t) \Leftarrow \phi_n\ (X_n\ ,t) \wedge w_{n-1}\ (X_{n-1}\ ',t\text{-}1)$,
$w_n\ (X_n\ ',t) \Leftarrow w_n\ (X_n\ ',t\text{-}1)$,
$p(X,t) \Leftarrow \phi_m\ (X_m\ ,t) \wedge w_n\ (X_n\ ',t\text{-}1)$,

donde $\{t_{s1}\ ,t_{s2}\ ,\ldots t_{su}\ \} \subseteq Posteriores(t_h\ )$ tal que
$1 \leq i \leq u$ $Var(w_h\ (X_h\ ,t)) \subset Var(w_{si}\ (X_{si}\ ,t))$,

siendo w_{si} el símbolo de predicado que representala entidad primitiva asociado con la dimensión tempora t_{si} ,y además,

$Var(w_1\ (X_1\ ',t)) = Var(\phi_1\ (X_1\ ,t)) \cap VR(\Gamma)$,
$Var(w_2\ (X_2\ ',t)) = Var(\phi_2\ (X_2\ ,t) \wedge w_1\ (X_1\ ',t\text{-}1)) \cap VR(\Gamma)$, ...,
$Var(w_n\ (X_n\ ',t)) = Var(\phi_n\ (X_n\ ,t) \wedge w_{n-1}\ (X_{n-1}\ ',t\text{-}1)) \cap VR(\Gamma)$.

Entonces, para todo instante $\tau \in \mathbb{T}$, si $\mathcal{E}(\tau)$ es el estado alcanzado por Ψ y $\mathcal{E}_1\ (\tau)$ es el estado alcanzado por Ψ1 en dicho instante, se cumple que

$$(Comp(\mathcal{E}(\tau)) \models p(X,t)) \Leftrightarrow (Comp(\mathcal{E}_1\ (\tau) \models p(\mathrm{X},t)).$$

Demostración.- Es inmediata por inducción aplicando la proposición (4.2) y el teorema (4.2). ∎

El teorema anterior nos proporciona una manera de transformar fórmulas aplanables elementales en fórmulas aplanadas optimizadas espacialmente cuando cumplen la condición del caso (b) de optimización espacial. Adicionalmente, cuando se cumpla

$$Var(w_h\ (X_h\ ',t)) \subseteq Var(w_{h-1}\ (X_{h-1}\ ',t)),$$

la cláusula

$$w_h\ (X_h\ ',t) \Leftarrow \phi_h\ (X_h\ ,t) \wedge w_h\ (X_{h-1}\ ',\text{-},t\text{-}1),$$

debe ser eliminada, ya que sería una cláusula de la forma

$$w_h\ (X_h\ ',t) \Leftarrow \phi_h\ (X_h\ ,t) \wedge w_h\ (X_h\ ,t\text{-}1)$$

que evidentemente es redundante con el resto de cláusulas.

Ejemplo 4.2. Sea la expresión

W=∃T∃T1peticion_pelicula(Ti,Cp,T1)∧T1<T∧∃T2recibida_pelicula(Ti,Cp,T2)∧

T1<T2∧T2<T∧∃t3alta_pelicula(Cpl,Ti,T3)∧T2<T3∧T3≤T.

Aplicando el teorema anterior obtenemos el conjunto decláusulas siguiente:

$C(W)$=
{w6(Ti,Cp,T) $\Leftarrow$ petición_pelicula(Ti,Cp,T),
$w6$(Ti,Cp,T) $\Leftarrow$ $w8$(Ti,Cp,-,T-1)$\wedge\neg$$w8$(Ti,Cp,-,T),
$w6$(Ti,Cp,T) $\Leftarrow$ $w6$(Ti,Cp,T-1)$\wedge\neg$w7(Ti,Cp,T),
$w7$(Ti,Cp,T) $\Leftarrow$ recibida_pelicula(Ti,Cp,T)$\wedge$$w6$(Ti,Cp,T-1),
$w7$(Ti,Cp,T) $\Leftarrow$ $w8$(Ti,Cp,-,T-1)$\wedge\neg$$w8$(Ti,Cp,-,T),
$w7$(Ti,Cp,T) $\Leftarrow$ $w7$(Ti,Cp,T-1)$\wedge\neg$w8(Ti,Cp,T),
$w8$(Ti,Cp,Cpl,T) $\Leftarrow$ alta_pelicula(Cpl,Ti,T)$\wedge$$w7$(Ti,Cp,T-1),
$w8$(Ti,Cp,Cpl,T) $\Leftarrow$ alta_pelicula(Cpl,Ti,T)$\wedge$$w8$(Ti,Cp,-,T-1)}

y W es representada por la expresión aplanada $w8$(Ti,Cp,Cpl,T).

Por último, el teorema siguiente recoge el caso en que en una fórmula aplanable elemental W aparecen referencias relativas a n instantes anteriores en $\mathbb{T}$.

Teorema 4.4.- Sea Ψ una especificación MCD de un SI, $\mathbb{L}_\Psi$ el lenguaje lógico en el que se expresa Ψ, p un símbolo de predicado que se define en Ψ mendiante una única cláusula de la forma

$$p(X,t) \Leftarrow \phi(X_0\ , t - n_r\ )$$

y $\Psi 1$ la especificación, expresada en un lenguaje lógico $\mathbb{L}_{\Psi 1}$, que se obtiene a partir de Ψ cambiando la cláusula que define p por el conjunto de cláusulas

$w_{rp}\ (X_r\ ,\mathrm{Yn},t) \Leftarrow \phi(X_0\ ,t)\wedge \mathrm{Yn}=0$,
$w_{rp}\ (X_r\ ,\mathrm{Yn},t) \Leftarrow w_{rp}\ (X_r\ , Ym, t-1) \wedge Yn = Ym + 1 \wedge Yn \leq n_r$,
$p(\mathrm{X},t) \Leftarrow w_{rp}\ (X_r\ , n_r\ ,t)$,

donde $w_{rp} \notin \mathbb{L}_\Psi$ y

$$Var(w_{rp}\ (X_r\ , Y_n\ , t)) = Var(\phi(t - n_r\ ) \wedge p(\mathrm{X},t)).$$

Entonces, para todo instante $\tau \in \mathbb{T}$, si $\mathcal{E}(\tau)$ es el estado alcanzado por Ψ y $\mathcal{E}_1\ (\tau)$ es el estado alcanzado por $\Psi 1$ en dicho instante, se cumple que

$$(Comp(\mathcal{E}(\tau)) \models p(X,t)) \Leftrightarrow (Comp(\mathcal{E}_1\ (\tau) \models p(\mathrm{X},t)).$$

Demostración. Sentido directo, si en el instante τ existe una asignación V tal que aplicada sobre p(X,t) es evaluada verdad en $Comp(\mathcal{E}_1\ (\tau))$, ésto significa que para Comp($\mathcal{E}(\tau)$) debe existir una asignación V' con t/τ' tal que aplicarla sobre $\phi(X_0\ ,t)$ hace que sea evaluada verdad, siendo τ' el instante n_r anterior al instante τ.

En sentido inverso, para que p(X,t) sea evaluado verdad en $Comp(\mathcal{E}_1\ (\tau))$ es necesario que exista asignación V que aplicada sobre $w_{rp}\ (X_r\ ,n_r\ ,t)$ haga que sea evaluada verdad en τ y, por consiguiente, deben existir asignaciones que aplicadas sobre

$$w_{rp}\ (X_r\ ,0,t),\ w_{rp}\ (X_r\ ,1,t),\ w_{rp}\ (X_r\ ,2,t),\ \ldots,\ w_{rp}(X_r, n_r - 1,t)$$

hagan que sean evaluadas verdad en $Comp(\mathcal{E}_1\ '(\tau))$. ∎

Los teoremas, proposiciones y lemas anteriores están demostrados bajo la semántica declarativa asociada con la complementación de cada programa lógico. Sin embargo, no siempre se mantiene la equivalencia bajo la semántica operacional asociada con todo programa lógico bien definido y seguro. Así, cuando aparezcan cláusulas no seguras bajo la resolución SLDNF, se pierde la equivalencia bajo la semántica operacional, lo que significa que algunos objetivos no pueden ser resueltos bajo la resolución lógica SLDNF. Más concretamente, si en la resolución de un objetivo aparecen símbolos de predicado primitivo definidos por cláusulas no permitidas sin instaciar, entonces el proceso de resolución lógica SLDNF no puede terminar la resolución. Sin embargo, si estos literales formados por símbolos de predicado primitivo aparecen totalmente instanciados en el objetivo, entonces terminaría la resolución normalmente. Evidentemente, ésto no afecta a la validez de los citados lemas, proposiciones y teoremas.

4.4 Proceso de aplanamiento temporal de fórmulas aplanables elementales.

El lema, proposiciones y teoremas anteriores nos ofrecen una manera de transformar una fórmula aplanable elemental W en un conjunto de cláusulas y una fórmula sin restricciones temporales. Seguidamente se establece el proceso para transformar una fórmula aplanable elemental general W en un conjunto de fórmulas aplanables con minimización del coste espacial y, así mismo, se deduce la conducta de W en el tiempo.

Sea Ψ una especificación MCD de un SI y W una fórmula aplanable de la forma (1) expresada en $\mathbb{L}_\Psi$. Para establecer el proceso de aplanamiento temporal de W nos basaremos en las proposiciones y teoremas anteriores, por lo que distinguiremos entre el tratamiento que reciben las conjunciones de la forma $\phi_h(X_h, t_h)$ y las conjunciones de la forma $\phi_k(X_k, t_k - n_k)$.

a) Conjunciones de la forma $\phi_h(X_h, t_h)$
Para cada dimensión t_h en W obtenemos, desde las R_k que aparecen en W, los conjuntos

$$P(t_h) = \{t_{p1} \circ_{p1} t_h, ..., t_{pu} \circ_{pu} t_h\}$$

y

$$F(t_h) = \{t_h \circ_{f1} t_{f1}, ..., t_h \circ_{fr} t_{fr}\}$$

a partir de los cuales se define el predicado primitivo w_h, asociado a t_h, con

$$Var(w_h(X_h, t)) = Var(\phi_h(t) \wedge w_{p1}(X_{p1}, t - \alpha_{p1}) \wedge ...$$
$$\wedge w_{pu}(X_{pu}, t - \alpha_{pu})) \cap VR(W),$$

mediante las cláusulas siguientes:

a.i) cláusula de inicio consecuente con $P(t_h)$

$w_h(X_h, t) \Leftarrow \phi_h(t) \wedge w_{p1}(X_{p1}, t - \alpha_{p1}) \wedge ... \wedge w_{pu}(X_{pu}, t - \alpha_{pu})$,

donde α_{pi}, para $1 \leq i \leq u$, representa '1' si $\circ_{pi}$ es '<' y '0' en otro caso,

a.ii) cláusula de mantenimiento consecuente con $F(t_h)$:

$w_h(X_h, t) \Leftarrow w_h(X_h, t - 1) \wedge \mathcal{M}_h$,

donde $\mathcal{M}_h$ es definida de la forma:

$\mathcal{M}_h = \neg(w_{f1}(X_{f1}, t) \wedge ... \wedge w_{fr}(X_{fr}, t))$,

a.iii) $\forall t_{si} \in \{t_{sk} \mid k=1,2,...,b,\ t_{sk} \in Posteriores(t_h),$

$$Var(w_h(X_h, t)) \subset Var(w_{sk}(X_{sk}, t))\}$$

se introducen nuevas cláusulas iniciales de las formas

$w_h(X_h, t) \Leftarrow w_{si}(X_h, -, t-1) \wedge \neg w_{s1}(X_{s1}, -, t) \wedge ...$
$\wedge \neg w_{sb}(X_{sb}, -, t)$,

$w_h(X_h, t) \Leftarrow \phi_h(t) \wedge w_h(X_{p1}, -, t - \alpha_{p1}) \wedge ... \wedge w_h(X_{pu}, -, t - \alpha_{pu})$

y

$$w_h\ (X_h\ ,t) \Leftarrow \phi_h\ (t) \wedge w_{si}\ (X_{si}\ ,\text{-},t\text{-}1),$$

donde '-' representa los argumentos indefinidos correspondientes a los elementos del vector de variables de X_{sk} que no aparecen en X_h y α_{pi} , para $1 \leq i \leq u$, representa '1' si o_{pi} es '<' y '0' en otro caso,.

Observese que:

a.1) si $F(t_h\ )=\emptyset$ y $\phi_h\ (t)$ aparece, entonces w_h no tiene cláusula de mantenimiento,

a.2) si $F(t_h\ )=\emptyset$ y $\phi_h\ (t_h\ )$ no aparece, entonces no existe entidad primitiva que represente a t_h , y toda entidad primitiva w_i representante de $t_i \in Pr(t_h)$ es una entidad primitiva terminal.

b) Conjunciones de la forma $\phi_r\ (X_r\ ,t_r\ -n_r\ )$.

Para cada dimensión temporal t_r que aparezca en alguna subexpresión

$$\phi_r\ (X_r\ ,t_r\ -n_r\ )$$

en *W*, con $n_r > 1$, se definen los predicados primitivos w_r , w_{rp} y w por las cláusulas siguientes:

$w_{rp}\ (X_r\ ,\mathrm{Yn},t) \Leftarrow w_r\ (X_r\ ,t) \wedge \mathrm{Yn}=0,$
$w_{rp}\ (X_r\ ,\mathrm{Yn},t) \Leftarrow w_{rp}\ (X_r\ ,Ym,t-1) \wedge Yn = Ym+1 \wedge Yn \leq n_r\ ,$
$w(X_r\ ,t) \Leftarrow w_{rp}\ (X_r\ ,n_r\ ,t)$

donde w es el símbolo de predicado primitivo terminal que representa de forma aplanada la subexpresión $\phi_r\ (t_r\ -n_r\ )$. Al símbolo de predicado w_{rp} se le denomina *contador de instantes.* El símbolo de predicado w tiene el mismo comportamiento en el tiempo que w_r .

Una vez definidos todos estos predicados primitivos en los que se descompone una fórmula *W* aplanable elemental y en virtud de los teoremas anteriores, podremos obtener una especificación Ψ', equivalente a la Ψ en el sentido expresado por los citados teoremas y proposiciones, en donde la fórmula *W* puede ser reemplazada por

1) la expresión aplanada

$$w_1\ (X_1\ ,t) \wedge w_2\ (X_2\ ,t) \wedge \ldots \wedge w_z\ (X_z\ ,t) \wedge E_1 \wedge \ldots \wedge E_u\ ,$$

donde w_1, w_2, ..., w_z son los símbolos de predicado primitivo que se corresponden con las dimensiones temporales terminales de W y

2) el conjunto de cláusulas que definen a todos los predicados primitivos que se han introducido en el proceso de aplanamiento.

A la expresión del punto (1) anterior la denominaremos ***expresión aplanada*** de W, y la notaremos $EA(W)$, y al conjunto de cláusulas del punto (2) le llamaremos ***conjunto de cláusulas aplanadas*** de W, que, como indicamos anteriormente, lo noteremos por $C(W)$.

De forma paralela a como se aplica el proceso de aplanamiento temporal sobre una fórmula aplanable elemental W bajo una especificación MCD Ψ de un SI, podemos obtener la conducta de las entidades primitivas introducidas, así como la conducta temporal de la expresión aplanada.

Siempre que una entidad primitiva w_h, asociada con la dimensión temporal t_h, sea definida por una cláusula de mantenimiento con condición de mantenimiento $\mathcal{M}_h$, podremos asegurar que w_h obedece a una CF. Cuando la cláusula de mantenimiento no disponga de condición de mantenimiento, w_h obedecerá a una CA.

La conducta temporal de la expresión $EA(W)$ se obtiene en función de la conducta temporal de los símbolos de predicado que aparecen en $EA(W)$.

Obviamente, y desde la óptica del razonamiento hacia adelante, aunque el proceso de aplanamiento temporal propuesto introduce tantas entidades primitivas nuevas como dimensiones temporales existan en cada cláusula, el aumento de la complejidad espacial es mínimo ya que, como consecuencia de la optimización espacial aplicada en el proceso, o la entidad ya estádefinida, o lo están algunas de las entidades primitivas introducidas en su aplanamiento temporal.

Definición 4.4.- Una cláusula bien definida en L_Ψ es ***aplanable elemental*** si el cuerpo está formado por una expresión aplanable elemental.

4.5 Composición y descomposición de expresiones aplanables elementales.

En general, una expresión W compuesta por conjunción de fórmulas aplanables elementales no siempre será una fórmula aplanable elemental. En este apartado estudiaremos las propiedades de las fórmulas construidas a partir defórmulas aplanables elementales.

Teorema 4.2. Sean W_1 , W_2 y W expresiones aplanables elementales y $C(W_1)$, $EA(W_1)$, $C(W_2)$, $EA(W_2)$, $C(W)$ y $EA(W)$ sus correspondientes representaciones aplanadas.

a) Si $W = W_1 \vee W_2$, entonces $C(W) = C(W_1) \cup C(W_2)$ y $EA(W) = EA(W_1) \vee EA(W_2)$.

b) Si $W = \neg W_1$, entonces $C(W) = C(W_1)$ y $EA(W) = \neg EA(W_1)$.

Demostración. Por la propia definición del proceso de aplanamiento y el teorema (4.1), resulta evidente para ambos casos. ∎

Sin embargo, cuando la fórmula W se obtenga por conjunción de fórmulas aplanables elementales no está asegurado que W sea también una fórmula aplanable elemental y que, por tanto, admita una representación aplanada. Incluso en el caso que W resulte aplanable elemental, no siempre podremos obtener su representación aplanada a partir de la representación aplanada de las subfórmulas que la componen.

Definición 4.5. Sean W_1 , W_2 y W fórmulas aplanables elementales y $\{T_1\}$, $\{T_2\}$ y {T} las dimensiones temporales que aparecen en W_1 , W_2 y W respectivamente. Se dice que W es ***conjuntiva con respecto a*** W_1 y W_2 , si $W = W_1 \wedge W_2$,

a) $\{T_1\} \cap \{T_2\}$={T'}=$\emptyset$, ó

b) $\{T_1\} \cap \{T_2\}$={T'}$\neq\emptyset$ y $\forall t' \in$ {T'} $\phi_{W_1}(t') = \phi_{W_2}(t')$,

donde $\phi_{W_1}(t')$ y $\phi_{W_2}(t')$ representan las conjunciones de literales bajo la dimensión temporal t' en W_1 y W_2 respectivamente.

Teorema 4.3.- Sea W_1 , W_2 y W fórmulas aplanables elementales tal que W es conjuntiva con respecto a W_1 y W_2 . Entonces se cumple

$$C(W) = C(W_1) \cup C(W_2)$$

y

Demostración. Es inmediata aplicando el proceso de aplanamiento temporal a W.∎

Los teoremas anteriores establecen la forma de aplanar temporalmente fórmulas complejas en base al resultado de aplanar las subfórmulas aplanables elementales que la componen.

Cuando W_1 y W_2 sean fórmulas aplanables elementales y $W = W_1 \wedge\neg W_2$ podemos asegurar que W no es conjuntiva con respecto a W_1 y W_2 y además, W no es una fórmula aplanable elemental. Este caso será estudiado en el capítulo siguiente en donde se propone una forma de aplanar temporalmente W.

4.6 Dominio de aplicación de las fórmulas aplanables elementales.

En un principio puede parecer que el dominio de reglas sobre el que puede aplicarse el proceso de aplanamiento temporal propuesto en la sección (4.4) es muy restrictivo. Sin embargo, en realidad, coincide con el conjunto de reglas de derivación e integridad expresadas mediante cláusulas normales bajo la hipótesis de que en todos los átomos aparece una única dimensión temporal. Esta propiedad es justificada por el teorema siguiente.

Teorema 4.4.- Sea Ψ una especificación MCD de un SI y Γ una regla en Ψ. Si Γ es una cláusula bien definida y normal según Lloyd, entonces Γ es una cláusula aplanable elemental, o se puede descomponer en cláusulas aplanables elementales.

Demostración.- Según LLoyd, una cláusula es normal si el cuerpo está formado por una conjunción de literales positivos o negativos y, si además es una cláusula bien definida, entonces todas las dimensiones temporales, salvo la dimensión temporal que representa el presente, deben aparecer en al menos una restricción temporal. En consecuencia, si la regla Γ es normal y bien definida, su cuerpo será una conjunción de literales y de restricciones temporales que se ajuste al formato general de la fórmula (1). Por tanto, una cláusula normal, o es una cláusula aplanable elemental, o si aparecen restricciones temporales formadas con el predicado relacional '$\leq$' se podrá descomponer en cláusulas aplanables elementales. ■

En virtud del teorema anterior podemos asegurar que a cada regla normal y bien definida $p(X,t)\Leftarrow W$ en una especificación Ψ le corresponde un conjunto de cláusulas aplanadas formado por $C(W)\cup\{p(X,t)\Leftarrow EA(W)\}$, donde $EA(W)$ y $C(W)$ se obtienen aplicando el proceso de la sección (4.4) sobre W.

En consecuencia, dada una especificación MCD Ψ de un SI cuyas reglas de derivación y de integridad sean cláusulas normales y bien definidas,

siempre podremos obtener una especificación Ψ' equivalente formada por reglas aplanadas temporalmente.

Un caso particular es aquel en el que aparecen referencias temporales absolutas en las reglas. En tal caso, a cada una de estas referencias temporales absolutas le corresponde un valor semántico constante que se cumple en cualquier instante, por lo que su comportamiento será independiente de la dinámica del SI y no influirá en el proceso de aplanamiento temporal propuesto.

Capítulo 5

Aplanamiento Temporal de Reglas Generales

5.1 Introducción.

Los mecanismos de razonamiento de la lógica de primer orden requieren fórmulas cerradas en forma normal Prenex. En el caso de fórmulas clausales bajo un lenguaje de primer orden, LLoyd en [LLO84] [LLO93] propuso las transformaciones necesarias para obtener un conjunto de cláusulas normales a partir de un conjunto de cláusulas generales, manteniendo la equivalencia semántica.

En nuestro caso particular, las especificaciones MCD de SI son expresadas en un lenguaje de primer orden extendido con los predicados relacionales que permiten relacionar entre sí las dimensiones temporales, y cuya semántica obedece a un marco temporal concreto. En tales condiciones, si aplicamos las transformaciones de Lloyd sobre una regla general, pueden aparecer átomos multitemporales (átomos con más de una dimensión temporal) o átomos sin dimensión temporal, contradiciendo nuestra hipótesis de partida en la que suponíamos todas las entidades con una única dimensión temporal.

Para salvar este problema proponemos adecuar las reglas de transformación propuestas por Lloyd en [LLO84] de forma que satisfaga la hipótesis (1.f) hecha en el capítulo I. Más concretamente, nuestra propuesta consiste en transformar las entidades multitemporales que puedan aparecer al normalizar las cláusulas generales según LLoyd, en entidades monotemporales definidas mediante cláusulas aplanadas temporalmente. A las fórmulas que se puedan transformar las llamaremos ***fórmulas no monótonas***.

El problema de aplanar temporalmente reglas generales se descompone en detectar, primero, y transformar, después, las cláusulas no monótonas en cláusulas aplanadas equivalentes, no siendo válido el proceso de aplanamiento temporal propuesto en la sección (4.4) tal cual se expueso alli.

Para aplanar temporalmente las cláusulas no monótonas nos basaremos en la propia semántica de las cláusulas no monótonas, en la semántica de los literales que componen el cuerpo de la cláusula bajo el razonamiento temporal adoptado en este trabajo, y en la composición y descomposición de fórmulas aplanables elementales tratadas en la sección (4.5). En concreto, primero se descompondrá el cuerpo de las cláusulas no monótonas en subexpresiones aplanables temporalmente y, posteriormente, la representación aplanada temporalmente de las citadas subexpresiones se adecuará para que sean equivalentes con la cláusula no monótona.

En primer lugar, y en base a las reglas de transformación de Lloyd cuya aplicación pueda violar las hipótesis de partida, definiremos el formato general de las cláusulas no monótonas símples. Seguidamente propondremos el proceso para aplanar temporalmente cláusulas no monótonas símples y cláusulas no monótonas generales. A continuación se particularizarán las reglas de transformación de LLoyd para las especificaciones MCD de SIs con cláusulas generales y se abordará la forma de detectar definiciones de entidades primitivas redundantes y su posible optimización. Por último se propondrá una forma de representar cualquier especificación MCD aplanada temporalmente de un SI como otra expresada bajo un lenguaje temporal modal (con un único operador temporal modal), donde la dependencia temporal puntual propia de cada entidad o hecho será eliminada.

5.2 Cláusulas no monótonas simples.

La única regla de transformación de Lloyd (ver sección 2.3) que puede introducir átomos con una o más dimensiones temporales es la regla (i). A continuación, se definen las cláusulas no monótonas simples, sobre las que se puede aplicar la regla de transformación (i) de Lloyd.

Definición 5.1. Sea Ψ una especificación MCD de un SI y Γ una regla en Ψ. Se dice que Γ es una ***cláusula no monótona simple*** si es de la forma

$$\forall X \forall t p(X,t) \Leftarrow \exists X_0\ \exists T_0\ \phi_0 \wedge R_0 \wedge E_0 \wedge \neg(\exists X_1\ \exists T_1\ \phi_1 \wedge R_1 \wedge E_1\ )\ (2)$$

donde

R_0 y R_1 representan restricciones temporales,

E_0 y E_1 son conjunciones de predicados relacionales,

ϕ_0 y ϕ_1 son conjunciones de literales,

$\forall X$, $\exists X_0\ \exists T_0$ y $\exists X_1\ \exists T_1$ representan

$\forall x_1 ... \forall x_d$, $\exists x_e ... \exists x_f\ \exists t_g ... \exists t_h$ y $\exists x_i ... \exists x_j\ \exists t_k ... \exists t_m$ respectivamente.∎

En adelante notaremos por $\{Y\}$ el conjunto de variables que aparecen cuantificadas de la forma general $\exists Y$ o $\forall Y$. Por consiguiente, los conjuntos de variables de Γ que aparecen en $\forall X$, $\exists X_0$, $\exists T_0$, $\exists X_1$ y $\exists T_1$ serán notados como $\{X\}, \{X_0\}, \{T_0\}, \{X_1\}$ y $\{T_1\}$ respectivamente.

En una cláusula no monótona simple Γ con el formato (2) se distinguen las subexpresiones

$$W_+ = \exists X_0\ \exists T_0\ \phi_0 \wedge R_0 \wedge E_0$$

y

$$W_- = \exists X_1\ \exists T_1\ \phi_1 \wedge R_1 \wedge E_1$$

que denominamos *subexpresión positiva* y *negativa* de Γ respectivamente.

Según Lloyd, a toda regla general Γ en Ψ con el formato de la fórmula (2) le corresponde una representación normalizada de la forma:

$$\forall X \forall t p(X,t) \Leftarrow \exists X_0\ \exists T_0\ \phi_0 \wedge R_0 \wedge E_0 \wedge \neg p'(X',T'),$$

$$\forall X' \forall T' p'(X',T') \Leftarrow \exists X_1\ \exists T_1\ \phi_1 \wedge R_1 \wedge E_1\ ,$$

donde {X'} y {T'} representan las variables libres en $\exists X_1\ \exists T_1\ \phi_1 \wedge R_1 \wedge E_1$. Cuando la potencia del conjunto {T'} sea cero o estrictamente mayor que uno, el átomo p'(X',T') no dispone de dimensión temporal o es un átomo multitemporal, respectivamente. En tales casos y para evitar la presencia de esos átomos multidimensionales o sin dimensión temporal, necesitaremos una representación normal alternativa formada por cláusulas aplanadas temporalmente.

A diferencia de las cláusulas aplanables elementales, la propiedad más significativa de las cláusulas no monótonas simples es que son sensibles al orden en el que se valuan los literales de su cuerpo bajo una misma dimensión temporal en todo instante de $\mathbb{T}$, no cumpliéndose para ellas el lema (4.1). Para comprobarlo de forma intuitiva basta con interpretar una cláusula no monótona simple bajo una secuencia de hechos acontecidos en una secuencia de instantes en $\mathbb{T}$.

Sea $\Gamma=\forall X \forall t p(X,t) \Leftarrow W_+ \wedge \neg W_-$ una cláusula no monótona simple, donde

$$W_+ = \exists X_0\ \exists T_0\ \phi_0 \wedge R_0 \wedge E_0$$

y

$$W_- = \exists X_1\ \exists T_1\ \phi_1 \wedge R_1 \wedge E_1\ .$$

Si existe una asignación de variables V para la que $\mathcal{E}(\tau) \models \Gamma$, entonces han debido existir instantes τ_1 , ..., τ_j anteriores a τ en los que han acontecido hechos, consecuentes con las restricciones temporales de Γ, que garantizan la evaluación verdad de W_+ y la evaluación falsa de la subexpresión W_- . A partir del instante τ, cuando exista otro instante $\tau' > \tau$ tal que $\mathcal{E}(\tau') \models W_-$, entonces la secuencia de hechos acontecidos en los instantes τ_1 , ..., τ_j ,τ' provocara que Γ sea evaluada falsa. Para que Γ sea evaluada verdad de nuevo será necesario que en algún instante τ'' posterior a τ' ocurra algún hecho h'' que permita deducir de nuevo la veracidad de W_+ y la falsedad de W_- .

Observaremos que la diferencia esencial que existe entre la semántica asociada a las cláusulas monótonas y las asociadas a las no monótonas está en que la no monotonía obliga a ir evaluando W_+ y W_- en todos los instantes para comprobar si son verdad o no.

Por tanto, el proceso de aplanamiento temporal propuesto para las fórmulas aplanables elementales no es aplicable para las cláusulas no monótonas simples.

Una vez que se ha aislado la causa que impide aplicar directamente el proceso de aplanamiento temporal propuesto para las fórmulas aplanables elementales, nuestra solución se dirige hacia la adecuación de dicho proceso para que recoja la semántica de las cláusulas no monótonas simples.

Un primer paso en este sentido es descomponer el cuerpo de las cláusulas no monótonas simples en fórmulas aplanables elementales. En general este paso no es inmediato, ya que la subexpresión negativa no tiene por qué ser una fórmula cerrada.

Una forma de hacer esta descomposición consiste en incluir en W_- los literales de W_+ cuyas las dimensiones temporales aparezcan en W_- . Para ello nos basamos en la siguiente equivalencia entre fórmulas bien formadas en un lenguaje lógico de primer orden.

Sean A,B y C fórmulas bien formadas en un lenguaje lógico de primer orden. Entonces se cumple:

$$\mathrm{A}\wedge\mathrm{B}\wedge\neg\mathrm{C} \equiv \mathrm{A}\wedge\mathrm{B}\wedge\neg(\mathrm{C}\wedge\mathrm{B}).$$

La siguiente proposición recoge la particularización de la equivalencia anterior para el caso de cláusulas no monótonas simples.

Proposición 5.1. Las cláusulas no monótonas simples

$$\Gamma{=}\forall \mathrm{X}\forall t p(\mathrm{X},t) \Leftarrow \exists X_0\ \exists T_0\ \phi_0\ \wedge R_0\ \wedge E_0\ \wedge\neg(\exists X_1\ \exists T_1\ \phi_1\ \wedge R_1\ \wedge E_1\ )$$

y

$$\Gamma' = \forall \mathrm{X}\forall t p(\mathrm{X},t) \Leftarrow \exists X_0\ \exists T_0\ \phi_0\ \wedge R_0\ \wedge E_0\ \wedge$$
$$\neg(\exists X'\exists T'\exists X_1\ \exists T_1\ \phi' \wedge \phi_1\ \wedge R_1\ \wedge E_1\ ),$$

son equivalentes siempre que {X'} y {T'} representen las variables libres que haga en la expresión $\exists X_1\ \exists T_1\ \phi_1\ \wedge R_1\ \wedge E_1$ y ϕ' represente la subexpresión de ϕ_0 cuyas dimensiones temporales en {T'} y las dimensiones temporales anteriores y posteriores de las dimensiones temporales en {T'}.

Demostración. Si Γ se normaliza según Lloyd, resultaran las cláusulas:

$$\Gamma_1 = \forall \mathrm{X}\forall t p(\mathrm{X},t) \Leftarrow \exists X_0\ \exists T_0\ \phi_0\ \wedge R_0\ \wedge E_0\ \wedge\neg p'(\mathrm{X'},\mathrm{T'})$$

y

$$\Gamma_2 = \forall X'\forall T' p'(X',T') \Leftarrow \exists X_1\ \exists T_1\ \phi_1\ \wedge R_1\ \wedge E_1\ ,$$

si ahora extendemos la cláusula Γ_2 de la forma:

$$\Gamma_2\ ' = \forall X'\forall T' p(X',T') \Leftarrow \exists X'\exists T'\exists X_1\ \exists T_1\ \phi' \wedge \phi_1\ \wedge R_1\ \wedge E_1\ ,$$

es evidente que las cláusulas Γ_1 y Γ_2 ' son equivalentes, respectivamente, a las cláusulas Γ_1 y Γ_2 , y, en consecuencia, la cláusula Γ es equivalente a la cláusula Γ'. ■

Como consecuencia inmediata de esta proposición, las fórmulas:

$$W_+ = \exists X_0\ \exists T_0\ \phi_0\ \wedge R_0\ \wedge E_0$$

y

$$W_- = \exists X'\exists T'\exists X_1\ \exists T_1\ \wedge\phi' \wedge \phi_1\ \wedge R_1\ \wedge E_1$$

que representan las subexpresiones positiva y negativa de Γ, son fórmulas aplanables elementales o se pueden descomponer en disyunción de fórmulas aplanables elementales.

Definición 5.2.- Llamaremos ***cláusula no monótona aplanable*** a una cláusula no monótona $\Gamma = \forall X \forall t p(X,t) \Leftarrow W_+ \wedge\neg W_-$ tal que W_+ y W_- sean fórmulas aplanables elementales.

En virtud de la proposición (5.1), toda cláusula Γ definida como en (2) puede transformarse en un conjunto de cláusulas no monótonas aplanables. No obstante, la expresión $W = W_+ \wedge\neg W_-$ puede resultar ser, o no, una fórmula aplanable elemental (ver sección 4.5).

Lema 5.1.- Sean Γ una cláusula no monótona simple, W_+ y W_- las subexpresiones positiva y negativa de Γ respectivamente y {T'} el conjunto de dimensiones temporales libres en W_- .

a) Si |{T'}|=0, entonces Γ es aplanable.

b) Si |{T'}|=1, entonce Γ es transformada en dos cláusulas aplanables elementales.

Demostración.

Caso (a).
Si W_+ y W_- son aplanables elementales, entonces admiten la composición de fórmulas aplanables elementales. En el caso que W_- no sea aplanables

por la proposición (5.1), podemos transformarla en una aplanable elemental, cumpliendose la propiedad de componsición de fórmulas aplanables elementales.

Caso (b).
Es inmediato ya que, al aplicar la regla de intercambio (i) de Lloyd, se transformar en dos cláusulas aplanables elementales. ∎

En virtud del lema anterior, las cláusulas no monótonas aplanables se clasifican según que admitan, o no, el proceso de la sección (4.4) para ser aplanadas temporalmente. En la sección siguiente proponemos el proceso para las cláusulas no monótonas aplanables no recogidas en el lema anterior.

Ejemplo 5.2:
Sea Γ la cláusula no monótona aplanable:

$\forall$C_producto$\forall t$producto(C_producto,t) $\Leftarrow \exists t_1$ $alta(C\_producto, t_1)$ $\wedge t_1 \leq t \wedge$

$$\neg(\exists t_2\ \exists t_3\ baja(C\_producto, t_2) \wedge t_3 < t_2 \wedge t_2 \leq t)$$

{T'}={t}, en este caso basta con aplicar la regla de intercambio de Lloyd:

Γ'=$\forall$C_producto$\forall t$producto(C_producto,t) $\Leftarrow \exists t_1$ $alta(C\_producto, t_1)$ $\wedge$
$t_1 \leq t \wedge$ producto'(C_producto,t)

Γ"=$\forall t$producto'(C_producto,t) $\Leftarrow \exists t_2\ \exists t_3\ baja(C\_producto, t_2) \wedge t_3 < t_2$ $\wedge t_2 \leq t$

Γ' y Γ" son cláusulas aplanables.
C(Γ')={w1(C_producto,t)$\Leftarrow$ alta(C_producto,t),
w1(C_producto,t)$\Leftarrow w$1(C_producto,t-1),
w2(C_producto,t)$\Leftarrow$ w1(C_producto,t)$\wedge\neg$producto'(C_producto,t),

$\forall$C_producto$\forall t$producto(C_producto,t) $\Leftarrow w$2(C_producto,t)}.

C(Γ")={w3(C_producto,t)$\Leftarrow$ baja(C_producto,t),
w3(C_producto,t)$\Leftarrow w$3(C_producto,t-1),

$\forall$C_producto$\forall t$producto'(C_producto,t) $\Leftarrow w$3(C_producto,t)}

La conducta temporal:
w1 es CA, producto' es CA, w2 es CF, w3 es CA y producto es CF.

5.3 Aplanamiento temporal de cláusulas no monótonas aplanables.

El objetivo de esta sección es proponer un proceso de aplanamiento temporal de cláusulas no monótonas aplanables en las que, al normalizarlas, aparecen entidades con referencias multitemporales. Este proceso se obtendrá como resultado de adecuar la representación aplanada temporalmente de las subexpresiones positiva y negativa de la cláusula.

Como se ha comentado anteriormente, la semántica asociada a las cláusulas no monótonas obliga a ir teniendo en cuenta su evaluación en todas los instantes de $\mathbb{T}$. Maticemos más esta cirscunstancia.

Sea Ψ una especificación MCD de un SI y $\Gamma = W_+ \wedge \neg W_-$ una cláusula no monótona aplanable. Supongamos que desde el inicio de la vida del SI éste ha pasado por los instantes $\tau_1, \tau_2, ..., \tau_i$ y en los que se han producido los hechos $h_1, h_2, ..., h_i$, y que justo en el instante τ_i la evaluación e_i de Γ ha cambiado con respecto a la evaluación e_{i-1} realizada en el instante τ_{i-1}. Llamaremos H_i al conjunto $H_i = \{h_1, h_2, ..., h_i\}$ y supongamos que en la evaluación e_i de Γ sólo intervienen los hechos de un determinado conjunto $H_{\Gamma i} \subseteq H_i$. Consideremos ahora el siguiente instante, τ_{i+1} significativo en la vida del sistema. Según la semántica asociada con la cláusula no monótona Γ, para ese instante deberemos volver a evaluar Γ, obteniendo una evaluación e_{i+1} y un conjunto de hechos $H_{\Gamma i+1}$ sobre los que se basa dicha evaluación, y quedarnos con esta última evaluación e_{i+1} olvidando la e_i. Y así sucesivamente.

Ahora bien, si resulta que $H_{\Gamma i+1} \equiv H_{\Gamma i}$, lo anterior sería equivalente a quedarnos con la evaluación e_i y olvidarnos de la e_{i+1}, puesto que también coincidirán. Y ésto lo podriamos seguir haciendo hasta que en un instante τ_j, $\tau_j > \tau_i$, resultara que $H_{\Gamma j} \not\equiv H_{\Gamma i}$, en cuyo caso ya si deberíamos olvidar e_i y considerar e_j. Evidentemente, el resultado macroscópico que se obtiene de esta segunda forma es el mismo que el establecido por la semántica de la cláusula, pero de esta manera conseguimos además resaltar instantes como τ_i y τ_j que son muy singulares y particularmente significativos para la evaluación de la cláusula Γ en el transcurrir del tiempo. Realmente, lo que ocurre es que Γ es monótona en los intervalos comprendidos entre estos instantes singulares, pudiéndose perder la monotonía justamente en ellos, y sólo en ellos. En consecuencia, para conseguir el aplanamiento temporal de Γ es fundamental caracterizar estos instantes que llamaremos *dimensiones temporales frontera*.

Sean Γ una cláusula no monótona aplanable, W_+ y W_- las subexpresiones positiva y negativa de Γ, {T'} el conjunto de dimensiones temporales en común en W_+ y W_- , y $\{T_1\}$ el conjunto de dimensiones temporales en W_- menos las pertenecientes a {T'}. La dimensión t_i es *frontera anterior* de Γ si $t_i \in$ {T'}, y existe una restricción temporal $t_i \circ t_j$ en W_- con $t_j \in \{T_1\}$.

De forma simétrica, la dimensión temporal t_i es *frontera posterior* de Γ si $t_i \in$ {T'} y existe la restricción temporal $t_j \circ t_i$ en W_- con $t_j \in \{T_1\}$.

Notaremos como $\phi_+ (t_i)$ y $\phi_- (t_i)$ las conjunciones de literales con dimensión temporal t_i en W_+ y W_- respectivamente.

Evidentemente, una misma dimensión temporal t_i puede ser frontera anterior y frontera posterior de una cláusula Γ.

En base a la semántica de las cláusulas no monótonas simples estudiadas en la sección anterior, para toda cláusula no monótona aplanable Γ podemos concluir:

a) si la fórmula $\phi_+ (t_i)$ es evaluada de nuevo verdad en el instante t_i y t_i es frontera anterior de Γ, ya no se deberá tener en cuenta las evaluaciones verdad de las expresiones $\phi_- (t_j)$ que ya se hubieran hecho para todo $t_j \in Posteriores(t_i)$,

b) si $\phi_+ (t_i)$ es evaluada de nuevo verdad en el instante t_i y t_i es frontera posterior de Γ, ya no deberá tenerse en cuenta las evaluaciones verdad de las expresiones $\phi_- (t_k)$ para todo $t_k \in Anteriores(t_i)$.

c) si W_- es evaluada verdad en un cierto instante, entonces Γ será evaluada falsa con independencia de que $\phi_+ (t)$ sea verdad o falsa y por tanto deberemos dejar de tener en cuenta las evaluaciones verdad de las fórmulas $\phi_+ (t_i)$ para todo t_i frontera anterior de Γ, ya que para que Γ pueda volver a ser evaluada verdad, será necesario que se haga una nueva evaluación verdad de $\phi_+ (t)$ que provoque una nueva evaluación de W_- , invalidando así la actual.

Puede observarse que la conclusión (b) resulta consistente con el proceso de aplanamiento temporal de fórmulas aplanables simples, por lo que, en la adecuación de este proceso, también podremos aplicar que la evaluación verdad de una entidad primitiva asociada con una dimensión temporal t' conlleva la evaluación falsa de las entidades primitivas asociadas con las dimensiones temporales anteriores directas de t' (pag.3 cap.4).

Sin embargo, las conclusiones (a) y (c) son opuestas al proceso de aplanamiento temporal propuesto en (4.4). Cuando las entidades primitivas asociadas con las dimensiones temporales terminales de W_- sean evaluadas verdad, la evaluación de las entidades primitivas asociadas con las dimensiones temporales frontera anterior será falsa. Y en sentido inverso. Cuando las entidades primitivas asociadas con las dimensiones temporales frontera anterior sean evaluadas verdad, las entidades primitivas asociadas con sus correspondientes dimensiones temporales posteriores deberán ser evaluadas falsas.

En consecuencia, los cambios que deben introducirse sobre la representación aplanada de las expresiones W_+ y W_- se reducen en:

i) A cada cláusula de mantenimiento que defina una entidad primitiva asociada con dimensiones temporales frontera anterior de Γ en W_+ , deberemos añadirle la expresión que representa a W_- negada y

ii) A cada cláusula de mantenimiento que defina una entidad primitiva asociada con dimensiones temporales posteriores a una dimensión temporal frontera anterior t', deberemos añadirle la entidad primitiva asociada con t' negada.

Por otro lado, al aplanar temporalmente las fórmulas W_+ y W_- pueden aparecer entidades primitivas que representan lo mismo. En efecto, el proceso propuesto para transformar las cláusulas no monótonas simples en cláusulas no monótonas aplanables, conlleva la inclusión en W_- de las subexpresiones de W_+ cuyas dimensiones temporales sean frontera anterior, frontera posterior, y sus correspondientes posteriores y anteriores.

Consideramos los cuerpos de las cláusulas de inicio que definen las entidades primitivas formadas por dos subexpresiones, una formada por literales bajo la dimensión temporal que representan la citada entidad primitiva, y otra formada por literales construidos con símbolos de predicado primitivos, que establecen el orden temporal con respecto a las entidades primitivas y deben ser evaluadas antes, que llamaremos ***componente de orden anterior*** de la cláusula de inicio.

Una forma de evitar esta duplicidad sería incluir primero en W_- sólo las subexpresiones de W_+ con dimensiones temporales frontera anterior y posterior, y luego, cuando sean aplanadas temporalmente, sustituir las componentes de orden de las cláusulas iniciales que definen las entidades primitivas asociadas con dimensiones frontera anterior en W_- , por las componentes de orden de las cláusulas iniciales que definen las entidades primitivas correspondientes a las mismas dimensiones temporales en W_+ . De esta forma conseguimos simplificar el proceso de aplanamiento manteniendo la propiedad de que W_+ y W_- resultantes sean aplanables elementales.

Por simplicidad de notación, cuando en lo que sigue digamos que una cláusula es no monótona aplanable, nos estaremos refiriendo al resultado de aplicar la proposición (5.1) sobre una cláusula no monótona simple, pero de forma tal que en W_- sólo se haya incluido las subexpresiones de W_+ con dimensiones temporales frontera anterior y posterior.

Proceso de aplanamiento temporal de cláusulas no monótonas simples.

Sean Ψ una especificación MCD de un SI, $\Gamma = \forall X \forall t p(X,t) \Leftarrow W_+ \wedge \neg W_-$ una regla no monótona aplanable en Ψ, $FrA(\Gamma)$ el conjunto de dimensiones temporales frontera anterior de Γ, $FrP(\Gamma)$ el conjunto de dimensiones temporales frontera posterior de Γ, W_+ la subexpresión positiva de Γ, y W_- la subexpresión negativa de Γ. Sean $C(W_+)$, $EA(W_+)$, $C(W_-)$ y $EA(W_-)$ el resultado de aplanar temporalmente las fórmulas W_+ y W_-. Entonces, a Γ le corresponde el conjunto de cláusulas aplanadas siguiente

$$C'(W_+) \cup C'(W_-) \cup \{\forall X \forall tp(X,t) \Leftarrow EA'(W_+) \wedge \neg EA'(W_-),$$

donde $C'(W_+)$, $C'(W_-)$, $EA'(W_+)$ y $EA'(W_-)$ son el resultado de aplicar sobre $C(W_+)$, $EA(W_+)$, $C(W_-)$ y $EA(W_-)$ el proceso siguiente.

1) $\forall t_i \in FrA(\Gamma)$,

1.1) la cláusula de mantenimiento de la forma:

$$w_i\ (X_i\ ,t) \Leftarrow w_i\ (X_i\ ,t-1) \wedge \mathcal{M}_i\ ,$$

que define el símbolo de predicado primitivo w_i asociado con t_i en $C(W_+)$, es sustituida por la cláusula

$$w_i\ (X_i\ ,t) \Leftarrow w_i\ (X_i\ ,t-1) \wedge \mathcal{M}_i \wedge \neg EA'(W_-),$$

1.2) las componentes de orden anterior de los cuerpos de las cláusulas de inicio que definen el símbolo de predicado primitivo w_i asociado con t_i en $C(W_-)$ son sustituidos por las componentes de orden anterior de los cuerpos de las cláusulas que definen el símbolo de predicado primitivo w_i ' asociado con t_i en $C(W_+)$,

1.3) si $\exists t_h \in Posteriores(t_i)$ en $C(W_-)$ y $t_h \notin FrP(\Gamma)$, entonces la cláusula de mantenimiento de la forma

$$w_h\ (X_h\ ,t) \Leftarrow w_h\ (X_h\ ,t-1) \wedge \mathcal{M}_h\ ,$$

que define el símbolo de predicado primitivo w_h asociado con t_h en $C(W_-)$, es sustituida por la cláusula

$$w_h\ (X_h\ ,t) \Leftarrow w_h\ (X_h\ ,t-1) \wedge \mathcal{M}_h\ \wedge \neg w_i\ (X_i\ ,t).$$

2) Las fórmulas $EA'(W_+\ )$ y $EA'(W_-\ )$ son como $EA(W_+\ )$ y $EA(W_-\ )$, respectivamente, pero consecuentes con los conjuntos $C'(W_+\ )$ y $C'(W_-\ )$ obtenidos en los pasos anteriores.

Notaremos como $\mathcal{C}(\Gamma)$ al conjunto de cláusulas aplanadas temporalmente que representa la cláusula no monótona simple Γ.

Teorema 5.1. Sean Ψ una especificación MCD de un SI, Γ=$\forall$X$\forall t p$(X,t)$\Leftarrow c$ una cláusula no monótona en Ψ, Ψ1 la especificación MCD obtenida a partir de Ψ al sustituir la cláusula Γ por el conjunto de cláusulas $\mathcal{C}(\Gamma)$, $\mathcal{E}(\tau)$ y $\mathcal{E}1(\tau)$ los estados alcanzados por Ψ y Ψ1, respectivamente, en un instante τ. Entonces, para todo instante $\tau \in \mathbb{T}$ se cumple

$$(\mathrm{Comp}(\mathcal{E}1(\tau)) \models p(\mathrm{X},t)) \Leftrightarrow (\mathrm{Comp}(\mathcal{E}(\tau)) \models p(\mathrm{X},t))$$

Demostración. Inmediata a partir de las conclusiones (i) y (ii) expuestas anteriormente. ∎

En virtud del teorema anterior, toda cláusula no monótona simple puede ser representada por un conjunto equivalente de cláusulas aplanadas. En esencia, el proceso de aplanamiento de cláusulas no monótonas simples es una adecuación del proceso de transforamción propuesto por LLoyd, pero con la restricción adicional de que las cláusulas resultantes sean aplanadas.

Ejemplo (5.3).

Sea Γ de la forma:

$\forall$C_producto$\forall t$producto(C_producto,t) $\Leftarrow \exists t \exists t_1\ alta(C\_producto, t_1\ )\wedge$

$$t_1\ \leq t \wedge \neg(\exists t_2\ baja(C\_producto, t_2\ ) \wedge t_1\ < t_2\ \wedge t_2\ \leq t)$$

entonces $\{T'\} = \{t_1\ ,t\}$,
$W_+\ = \exists t \exists t_1\ alta(C\_producto, t_1\ ) \wedge t_1\ \leq t,$
$W_-\ = \exists t \exists t_1\ alta(C\_producto, t_1\ ) \wedge \exists t_2\ baja(C\_producto, t_2\ ) \wedge t_1\ < t_2\ \wedge t_2\ \leq t,$

$C'(W_+)=\{w1(\text{C\_producto},t)\Leftarrow \text{alta}(\text{C\_producto},t),$
$w1(\text{C\_producto},t)\Leftarrow w1(\text{C\_producto},t\text{-}1)\wedge\neg w3(\text{C\_producto},t)\}$
$EA(W_+)=w1(\text{C\_producto},t)$

$C'(W_-)=\{w2(\text{C\_producto},t)\Leftarrow \text{alta}(\text{C\_producto},t),$
$w2(\text{C\_producto},t)\Leftarrow w2(\text{C\_producto},t\text{-}1)\wedge\neg w3(\text{C\_producto},t),$
$w3(\text{C\_producto},t)\Leftarrow \text{baja}(\text{C\_producto},t)\wedge w2(\text{C\_producto},t\text{-}1)\},$
$w3(\text{C\_producto},t)\Leftarrow w3(\text{C\_producto},t\text{-}1)\wedge\neg w2(\text{C\_producto},t).$
$EA(W_-)=w3(\text{C\_producto},t)$

$C(\Gamma)=\{\text{producto}(\text{C\_producto},t) \Leftarrow w1(\text{C\_producto},t)\wedge\neg w3(\text{C\_producto},t)\}$
$\cup\ C'(W_0)\cup C'(W)$.

La conducta temporal:

$w1$ es CF, $w2$ es CF, $w3$ es CFP y producto es CF.

Por último consideraremos el caso de las cláusulas que deniminaremos no monótonas compuestas.

Definición 5.3.- Se dice que Γ es una ***cláusula no monótona compuesta*** si es de la forma siguiente:

$$\forall X\forall t p(X,t) \Leftarrow \exists X_0\ \exists T_0\ \phi_0 \wedge R_0 \wedge E_0 \wedge\neg(\exists X_1\ \exists T_1\ \phi_1 \wedge R_1 \wedge E_1)\wedge\ldots$$

$$\wedge\neg(\exists X_n\ \exists T_n\ \phi_n \wedge R_n \wedge E_n),\ (3)$$

donde

ϕ_0 . ϕ_1 ,..., ϕ_n representan conjunciones de literales,

R_0 . R_1 ,..., R_n son conjunciones de restricciones temporales

E_0 . E_1 ,..., E_n representan conjunciones de literales formados por símbolos de predicados relacionales,

$\exists X_i$, para $0\leq i\leq n$, representa $\exists x_{i1} \ldots\exists x_{ir}$ y

$\forall X$ representa $\forall x_1 \ldots\forall x_s$. ■

Es inmediato comprobar que una cláusula no monótona compuesta Γ puede ser aplanada temporalmente aplicando el proceso propuesto en la sección anterior. En efecto, sean Γ una cláusula no monótona compuesta que respeta el formato (3),

$$W_+ = \exists X_0\ \exists T_0\ \phi_0 \wedge R_0 \wedge E_0\ ,$$

$$W_{1-} = \exists X_1\ \exists T_1\ \phi_1 \wedge R_1 \wedge E_1\ ,$$

...

$$W_{n-} = \exists X_n\ \exists T_n\ \phi_n\ \wedge R_n\ \wedge E_n$$

las subexpresiones positiva y las subexpresiones negativas de Γ, FrA_i (Γ) y FrP_i (Γ) las dimensiones temporales frontera anterior y posterior de la subexpresión W_{i-} con respecto a W_+ . Para aplanar temporalmente la cláusula Γ basta con ejecutar los pasos siguientes:

i) Si existe una subexpresión W_{i-} que no es aplanable elemental, entonces aplicamos la proposición (5.1) entre W_{i-} y W_+ para transformar Γ en otra cláusula Γ' tal que sus subexpresiones negativas sean aplanables elementales.

ii) Para todas las parejas de subexpresiones W_+ y W_{i-} aplicamos el proceso de aplanamiento temporal de la sección (5.3), considerando FrA_i (Γ) y FrP_i (Γ) como dimensiones frontera anterior y posterior.

iii) Si $EA(W_+)$, $EA(W_{1-})$, ..., $EA(W_{n-})$ son las expresiones que representan a las subexpresiones W_+ , W_{1-} , ..., W_{n-} y $C'(W_+)$, $C'(W_{1-})$, ..., $C'(W_{n-})$ los respectivos conjuntos de cláusulas aplanadas , entonces

$$C(\Gamma) = C'(W_+) \cup C'(W_{1-}) \cup \ldots \cup C'(W_{n-}) \cup$$

$$\{\forall X \forall t p(X,t) \Leftarrow EA(W_+) \wedge \neg EA(W_{1-}) \wedge \ldots \wedge \neg EA(W_{n-})\}$$

En conclusión, siempre que dispongamos de reglas expresadas por cláusulas no monótonas simples o compuestas disponemos de un proceso para transformarlas en cláusulas aplanadas temporalmente.

5.4 Aplanamiento temporal de cláusulas generales.

Hasta aquí hemos establecido procedimientos para aplanar temporalmente cláusulas expresadas en términos de:

· fórmulas aplanables elementales (sección (4.4)),

· fórmulas no monótonas simples (sección (5.3)),

· fórmulas no monótonas compuestas (sección (5.3)).

No obstante, en una especificación MCD pueden aparecer otras cláusulas que no pertenecan a las clases anteriores, debiendose establecer en consecuencia cómo conseguir su aplanamiento temporal. Ahora bien, en lugar de proponer un nuevo procedimiento particular para estas otras cláusulas, lo que haremos será establecer un resultado general aplicable a cualquier clase de cláusulas que puedan aparecer en una especificación. Este resultado considerará una especificación MCD en la que todas sus reglas aparecen expresadas mediante cláusulas normalizadas según Lloyd, y probaremos que existe otra especificación MCD equivalente formada por cláusulas que puedan aplanarse aplicando alguno de los procesos de aplanamiento ya establecidos. Más concretamente, se partirá de una especificación MCD, a la que sólo se le impone como condición que satisfaga la hipótesis inicial 1.f (capítulo 1), y que esté normalizada según Lloyd. En estas condiciones, las únicas cláusulas de la especificación normalizada a las que no podamos aplicar algún proceso de aplanamiento temporal serán aquellas en las que aparezcan átomos sin dimensiones temporales o átomos multitemporales. El proceso que se propone establecerá como aplanar tales cláusulas. En concreto se tiene

Teorema 5.2.- Sea Ψ una especificación MCD de un SI en donde todos los átomos aparecen con una única dimensión temporal, Ψ' la especificación resultante de normalizar según Lloyd la especificación Ψ. Entonces la especificación Ψ' es aplanable temporalemente.

Demostración. Por las características del proceso de normalización de Lloyd, la presencia de átomos atemporales o multitemporales en Ψ' puede ser clasificada en los casos siguientes:

Caso (a): En Ψ' aparece un par de cláusulas de la forma:

$$\Gamma_1 = \forall \mathrm{X} \forall t\, p(\mathrm{X},t) \Leftarrow \exists X_0\ \exists T_0\ \phi_0 \wedge R_0 \wedge E_0 \wedge \neg p'(\mathrm{X'},\mathrm{T'})$$

y

$$\Gamma_2 = \forall \mathrm{Y'} \forall \mathrm{T''}\, p'(\mathrm{Y'},\mathrm{T''}) \Leftarrow \exists X_1\ \exists T_1\ \phi_1 \wedge R_1 \wedge E_1\ .$$

Entonces siempre podemos aplicar sobre Γ_2 un cambio de variables θ que transforme Y' en X', T" en T' y el resto de variables en otras distintas a las que aparezcan en Γ_1 , y posteriormente sustituir las cláusulas Γ_1 y Γ_2 por la cláusula no monótona simple:

$$\forall \mathrm{X} \forall t\, p(\mathrm{X},t) \Leftarrow \exists X_0\ \exists T_0\ \phi_0 \wedge R_0 \wedge E_0 \wedge \neg(\exists X_1\ \exists T_1\ \phi_1 \wedge R_1 \wedge E_1\ )\theta$$

que, como se ha visto, es aplanable.

Caso (b): En Ψ' aparece un conjunto de cláusulas de la forma:

Γ_0 =$\forall$X$\forall$$tp$(X,$t$) $\Leftarrow \exists X_0\ \exists T_0\ \phi_0\ \wedge R_0\ \wedge E_0\ \wedge\neg q_1\ (X_1\ , T_1\ ')\ \wedge ...$
$\wedge\neg q_n\ (X_n\ , T_n\ ')$,
$\Gamma_1 = \forall Y_1\ \forall T_1\ "q_1\ (Y_1\ , T_1\ ") \Leftarrow \exists X_1\ \exists T_1\ \phi_1\ \wedge R_1\ \wedge E_1$,
...
$\Gamma_n = \forall Y_n\ \forall T_n\ "q_n\ (Y_n\ , T_n\ ") \Leftarrow \exists X_n\ \exists T_n\ \phi_n\ \wedge R_n\ \wedge E_n$.

Entonces sobre cada cláusula Γ_i , para 0$\leq$i$\leq$n, podemos aplicar un cambio de variables θ_i que transforme Y_i en X_i , T_i " en T_i ' y el resto de variables de forma que no coincidan con las variables de Γ_0 y sustituir todas estas cláusulas por la cláusula no monótona compuesta siguiente:

$$\forall X \forall t p(X,t) \Leftarrow \exists X_0\ \exists T_0\ \phi_0\ \wedge R_0\ \wedge E_0\ \wedge\neg(\exists X_1\ \exists T_1\ \phi_1\ \wedge R_1\ \wedge E_1\ )\theta_1\ \wedge...$$
$$\wedge\neg(\exists X_n\ \exists T_n\ \phi_n\ \wedge R_n\ \wedge E_n\ )\theta_n$$

que igualmente es aplanable.

Caso (c): En Ψ' aparece un par de cláusulas de la forma:

$$\Gamma_1 = \forall X \forall t p(X,t) \Leftarrow \exists X_0\ \exists T_0\ \phi_0\ \wedge R_0\ \wedge E_0\ \wedge p'(X',T')$$

y

$$\Gamma_2 = \forall Y' \forall T" p'(Y',T") \Leftarrow \exists X_1\ \exists T_1\ \phi_1\ \wedge R_1\ \wedge E_1\ .$$

Entonces siempre podemos aplicar sobre Γ_2 un cambio de variables θ que transforme Y' en X', T" en T' y el resto de variables en otras distintas a las que aparezcan en Γ_1 , y sustituir después las cláusulas Γ_1 y Γ_2 por la cláusula aplanable elemental:

$$\forall X \forall t p(X,t) \Leftarrow \exists X_0\ \exists T_0\ \phi_0\ \wedge R_0\ \wedge E_0\ \wedge(\exists X_1\ \exists T_1\ \phi_1\ \wedge R_1\ \wedge E_1\ )\theta.$$

Caso (d): En Ψ' aparece un par de cláusulas de la forma:

$$\Gamma_1 = \forall X \forall t p(X,t) \Leftarrow \exists X_0\ \exists T_0\ \phi_0\ \wedge R_0\ \wedge E_0\ \wedge p'(X')$$

y

$$\Gamma_2 = \forall Y'\forall T'' p'(Y') \Leftarrow \exists X_1\ \exists T_1\ \phi_1 \wedge R_1 \wedge E_1\ .$$

Entonces se aplica el cambio de variables θ que transforme Y' en X', y el resto de variables en otras distintas a las que aparezcan en Γ_1 , y sustituir después las cláusulas Γ_1 y Γ_2 por la cláusula aplanable elemental:

$$\forall X\forall t p(X,t) \Leftarrow \exists X_0\ \exists T_0\ \phi_0 \wedge R_0 \wedge E_0 \wedge (\exists X_1\ \exists T_1\ \phi_1 \wedge R_1 \wedge E_1\ )\theta$$

que resulta ser aplanada en virtud del lema (5.1).

Con ésto queda demostrado el teorema. ■

En base al teorema anterior, cualquier especificación MCD de un SI que satisfaga la hipótesis 1.f inicialmente establecida, puede ser transformada en otra equivalente formada por cláusulas aplanadas temporalmente.

5.5 Detección de redundancias.

El proceso de aplanamiento temporal puede inducir la creación de entidades primitivas que sean iguales o equivalentes. En este sentido, diremos que las entidades primitivas w_1 y w_2 son ***equivalentes*** si, y sólo si, el cuerpo de cada cláusula de inicio que defina a w_1 es igual o equivalente al cuerpo de una cláusula de inicio que defina a w_2 y, además, las condiciones de mantenimiento de ambas son iguales o equivalentes.

En el caso de detectar entidades primitivas equivalentes, siempre podemos elegir una de éllas y eliminando la otra. De esta forma se consigue simplificar la especificación aplanada temporalmente, así como, optimizar espacialmente su implementación.

Ejemplo (5.4):
En el ejemplo (5.2) aparecen las entidades primitivas:

$w1$(C_producto,t)$\Leftarrow$ alta(C_producto,t),
$w1$(C_producto,t)$\Leftarrow w1$(C_producto,t-1)$\wedge\neg w3$(C_producto,t)}

$w2$(C_producto,t)$\Leftarrow$ alta(C_producto,t),
$w2$(C_producto,t)$\Leftarrow w2$(C_producto,t-1)$\wedge\neg w3$(C_producto,t),

donde $w1$ y $w2$ resultan ser equivalentes. En tal caso podríamos eliminar una de éllas.

En base a eliminar las posibles redundancias, la especificación del SI de alquiler de videos resulta transformada a otra aplanada temporalmente como aparece en el ejemplo siguiente.

Ejemplo (5.5)

Para la especificación MCD del sistema de alquiler de vidos propuesto en la sección (2.4), obtenemos la especificación aplanada temporalmente:

w1(Cs,N,D,T) ⇐ alta_socio(Cs,N,D,T)
w1(Cs,N,D,T) ⇐ w1(Cs,N,D,T-1)∧¬w3(Cs,N,D,T)
w3(Cs,N,D,T) ⇐ baja_socio(Cs,T)∧w1(Cs,N,D,T-1)
w3(Cs,N,D,T) ⇐ w3(Cs,N,D,T-1)∧¬w1(Cs,N,D,T)
socio(Cs,N,D,T) ⇐ w1(Cs,N,D,T)∧¬w3(Cs,N,D,T)

Conducta: w1 CF, w3 CFP y socio CF

w4(Cp,D,T) ⇐ alta_proveedor(Cp,D,T)
w4(Cp,D,T) ⇐ w4(Cp,D,T-1)∧¬w5(Cp,D,T)
w5(Cp,D,T) ⇐ baja_proveedor(Cp,T)∧w1(Cp,D,T-1)
w5(Cp,D,T) ⇐ w5(Cp,D,T-1)∧¬w4(Cp,D,T)
proveedor(Cp,D,T) ⇐ w4(Cp,D,T)∧¬w3(Cp,D,T)

Conducta: w4 se CF, w5 CFP y proveedor es CF

w6(Ti,Cp,T) ⇐ peticion_pelicula(Ti,Cp,T)
w6(Ti,Cp,T) ⇐ w8(Ti,Cp,-,T-1)∧¬w8(Ti,Cp,-,T)∧¬w9(Ti,Cp,-,T)
w6(Ti,Cp,T) ⇐ w9(Ti,Cp,-,T-1)∧¬w8(Ti,Cp,-,T)∧¬w9(Ti,Cp,-,T)
w6(Ti,Cp,T) ⇐ w6(Ti,Cp,T-1)∧¬w7(Ti,Cp,T)
w7(Ti,Cp,T) ⇐ recibida_pelicula(Ti,Cp,T)∧w6(Ti,Cp,T-1)
w7(Ti,Cp,T) ⇐ w8(Ti,Cp,-,T-1)∧¬w8(Ti,Cp,-,T)∧¬w9(Ti,Cp,-,T)
w7(Ti,Cp,T) ⇐ w9(Ti,Cp,-,T-1)∧¬w8(Ti,Cp,-,T)∧¬w9(Ti,Cp,-,T)
w7(Ti,Cp,T) ⇐ w7(Ti,Cp,T-1)∧¬w8(Ti,Cp,Cpl,T)
w8(Ti,Cp,Cpl,T) ⇐ alta_pelicula(Cpl,Ti,T)∧w7(Ti,Cp,T-1)
w8(Ti,Cp,Cpl,T) ⇐ alta_pelicula(Cpl,Ti,T)∧w8(Ti,Cp,-,T-1)
w8(Ti,Cp,Cpl,T) ⇐ w8(Ti,Cp,Cpl,T-1)∧¬w9(Ti,Cp,Cpl,T)
w9(Ti,Cp,Cpl,T) ⇐ baja_pelicula(Cpl,T)∧w8(Ti,Cp,Cpl,T-1)
w9(Ti,Cp,Cpl,T) ⇐ w9(Ti,Cp,Cpl,T-1)∧¬w8(Ti,Cp,Cpl,T)
pelicula(Cpl,Ti,T) ⇐ w8(Ti,Cp,Cpl,T)∧¬w9(Ti,Cp,Cpl,T)

Conducta: w6, w7, pelicula, *w*8 y w9 son CF.

w10(Cpl,Ti,Cs,T) ⇐ pelicula(Cpl,Ti,T)∧socio(Cs,N,D,T)∧

prestar_pelicula(Cs,Ti,T)
w10(Cpl,Ti,Cs,T) ⇐ w10(Cpl,Ti,Cs,T-1)∧¬w11(Cs,Cp,Ti,Cpl,T)
w11(Cs,Cp,Ti,Cpl,T) ⇐ devolucion(Cp,T)∧w10(Cpl,Ti,Cs,T-1)
w11(Cs,Cp,Ti,Cpl,T) ⇐ w11(Cs,Cp,Ti,Cpl,T-1)∧¬w10(Cpl,Ti,Cs,T)
pelicula_prestada(Cpl,Cs,T) ⇐ w10(Cpl,Ti,Cs,T)∧¬w11(Cs,Cp,Ti,Cpl,T)

Conducta: w10, pelicula_prestada, y w11 CF.

titulo_disponible(Ti,Cpl,T) ⇐ pelicula(Cpl,Ti,T)∧¬pelicula_prestada(Cpl,Cs,T)

Conducta: titulo_disponible es CF.

i1(T) ⇐ baja_socio(Cs,T)∧pelicula_prestada(Cpl,Cs,T)

Conducta: i1 es CF.

w12(Ti,Cp,T) ⇐ petición_pelicula(Ti,Cp,T)
w12(Ti,Cp,T) ⇐ w12(Ti,Cp,T-1)∧¬w13(Ti,Cp,T)∧¬w16(Ti,Cp,T)
w13(Ti,Cp,T) ⇐ baja_proveedor(Cp,T)∧w12(Ti,Cp,T-1)

w14(Ti,Cp,T) ⇐ petición_pelicula(Ti,Cp,T)
w14(Ti,Cp,T) ⇐ w14(Ti,Cp,T-1)∧¬w15(Ti,Cp,T)

w15(Ti,Cp,T) ⇐ recibida_pelicula(Ti,Cp,T)∧w14(Ti,Cp,T-1)
w15(Ti,Cp,T) ⇐ w15(Ti,Cp,T-1)∧¬w16(Ti,Cp,T)∧¬w12(Ti,Cp,T)
w16(Ti,Cp,T) ⇐ baja_proveedor(Cp,T)∧w15(Ti,Cp,T)
i2(T) ⇐ w13(Ti,Cp,T)∧¬w16(Ti,Cp,T)

Conducta: w12, w15 y i2 son CF, w13 y w16 es CFP.

i3(T) ⇐ baja_pelicula(Cpl,T)∧pelicula_prestada(Cpl,Cs,T)

Conducta: i3 es CFP.

i4(T) ⇐ prestar_pelicula(Cs,Ti,T)∧pelicula_prestada(Cpl,Cs,T-1)∧
pelicula(Cpl,Ti,T)

Conducta: i4 es CFP.

i5(T) ⇐ devolucion(Cpl,T)∧¬pelicula_prestada(Cpl,Cs,T-1)

Conducta: i5 es CFP.

i6(T) ⇐ prestar_pelicula(Cs,Ti,T)∧¬socio(Cs,N,D,T)

Conducta: i6 es CFP.

i7(T) ⇐ petición_pelicula(Ti,Cp,T)∧¬proveedor(Cp,D,T)

Conducta: i7 es CFP.

i8(T) ⇐ alta_socio(Cs,N,D,T)∧socio(Cs,N,D,T-1)

Conducta: i8 es CFP.

i9(T) $\Leftarrow$ alta_proveedor(Cp,D,T) $\wedge$ proveedor(Cp,D,T-1)

Conducta: i9 es CFP.

En el apédice B aparece la interpretación de la especificación del ejemplo anterior bajo la misma secuencia de hechos que fueron mostrados en la sección (2.4).

5.6 Representación de la MCD bajo una lógica modal.

Una de las propiedades de aplicación inmediata de las cláusulas aplanadas temporalmente es la posibilidad de expresarlas mediante cláusulas en una lógica temporal modal restringida al operador temporal instante inmediato anterior. Para ello hay que

a) eliminar la dependencia puntual temporal en cada literal,

b) introducir un único operador modal $\mathcal{P}$ que represente el pasado inmediato.

Así, toda cláusula aplanada temporalmente de la forma:

$$p(\mathrm{X},t) \Leftarrow \phi(t) \wedge \phi'(t\text{-}1),$$

se representará en la lógica modal como:

$$p(\mathrm{X}) \Leftarrow \phi\mathrm{r} \wedge \mathcal{P}(\phi\mathrm{r}'),$$

donde ϕr y ϕr' son $\phi(t)$ y $\phi'(t\text{-}1)$ trás haber eliminado de cada átomo su dimensión temporal.

En consecuencia, la representación bajo lógica modal es dual con respecto a la representación puntual aplanada temporalmente, y, evidentemente, tanto una como otra representación constituyen una especificación dinámica de la MCD de SIs.

En el caso de reglas que definan entidades primitivas mediante cláusulas de la forma:

$$w(X,t) \Leftarrow \phi(t) \wedge \phi(t\text{-}1)$$

y

$$w(X,t) \Leftarrow w(X,t\text{-}1) \wedge \mathcal{M},$$

la representación dual bajo lógica modal será:

$$w(X) \Leftarrow \phi \wedge \mathcal{P}(\phi)$$

y

$$w(X) \Leftarrow \mathcal{P}(w(X)) \wedge \mathcal{M},$$

manteniéndose vigentes todas las propiedades del cálculo de predicados. De forma semejante pueden representarse todas las cláusulas de cualquier especificación aplanada temporalmente.

Capítulo 6

Condiciones de Alta y Baja

6.1 Introducción.

Para obtener una especificación transaccional de un SI S a partir de una especificación MCD de S, es necesario deducir las condiciones que debe cumplir el estado del sistema para que una entidad o restricción de integridad inexistente sea incluida, o si existe, sea eliminada del estado de S. Más concretamente, debemos obtener las condiciones que dan de alta y baja cada entidad, y las condiciones que dan de alta las restricciones de integridad.

Evidentemente, en las condiciones de existencia que definen las entidades y las restricciones de integridad en una especificación MCD de un SI, están incluidas tanto las condiciones de alta y baja como las condiciones que justifican la existencia, o no, de las entidades en instantes sucesivos. A estas últimas las llamaremos *componentes de mantenimiento de las condiciones de existencia.*

El objetivo de este capítulo es proporcionar una forma de determinar las condiciones de alta y baja de las entidades a partir de las condiciones de existencia que las definen en la MCD, como paso previo para obtener una especificación transaccional. El problema de obtener una especificación transaccional será abordado en el siguiente capítulo.

Para obtener las condiciones de alta y de baja de las entidades o restricciones de integridad definidas en una especificación MCD Ψ de un SI, supondremos que Ψ es una especificación aplanada temporalmente, y que está expresada bajo una lógica modal y la semántica de la compleción. Así es eliminada la dependencia temporal puntual de cada átomo y las subfórmulas con referencia al instante anterior inmediato aparecen bajo el ámbito del operador $\mathcal{P}$. Además, se dispone de las equivalencias siguientes para todos los símbolos de predicado en $\mathbb{L}_\Psi$ (en adelante se supone que $\mathbb{L}_\Psi$ es el lenguaje lógico modal asociado a Ψ):

$p(\mathrm{X}) \Leftrightarrow c_1 \vee \ldots \vee c_n$ (6.1)
$\neg p(\mathrm{X}) \Leftrightarrow \neg c_1 \wedge \ldots \wedge \neg c_n$ (6.2)

donde $c_1, \ldots, c_n$ representan las condiciones de existencia que definen al símbolo de predicado p.

Antes de abordar el estudio de las soluciones propuestas para los objetivos considerados, introduciremos los conceptos de ***precondiciones de alta*** y ***precondiciones de baja***

Definición 6.1.- Sean Ψ una especificación MCD de un SI aplanada temporalmente, $\mathbb{L}_\Psi$ el lenguaje lógico modal asociado con Ψ, p un símbolo de predicado de $\mathbb{L}_\Psi$ y $c_a = \mathcal{P}(\phi_a)$, $c_b = \mathcal{P}(\phi_b)$ conjunciones de literales. Diremos que c_a

es *una precondición de alta* para la entidad o restricción de integridad $p(\mathrm{X})$ si existe un instante τ, en el que ocurre un hecho $h(\mathrm{Y})$ por el que el SI alcanza un estado $\mathcal{E}(\tau)$, para el que se cumple

$$Comp(\mathcal{E}(\tau)) \models c_a \wedge h(\mathrm{Y}) \Rightarrow p(\mathrm{X}) \wedge \mathcal{P}(\neg p(\mathrm{X}))$$

y diremos que c_b es una ***precondición de baja*** para la entidad $p(\mathrm{X})$ si se cumple

$$Comp(\mathcal{E}(\tau)) \models c_b \wedge h(Y) \Rightarrow \mathcal{P}(p(X)) \wedge \neg c_1 \wedge \ldots \wedge \neg c_n .$$

A las conjunciones $c_a \wedge h(\mathrm{Y})$ y $c_b \wedge (h(\mathrm{Y})$ las denominaremos ***subcondición de alta*** y ***subcondición de baja***, respectivamente, de la entidad o restricción de integridad $p(\mathrm{X})$.

LLamaremos *condición de alta*, o *condición de baja, de una entidad o restricción de integridad* p(X) a la disyunción de todas sus subcondiciones de alta, o baja, y la notaremos como $\mathcal{CA}(p(\mathrm{X}))$, ó $\mathcal{CB}(p(\mathrm{X}))$, respectivamente.

Cuando h(Y) acontece en el instante τ, y el SI estaba en un estado en el que se cumplía c_a , ó c_b , entonces el SI pasa al estado $\mathcal{E}(\tau)$ en el que debe aparecer, o no, p(X), respectivamente.

Aplicando las equivalencias (6.1) y (6.2) sobre las condiciones anteriores, resulta evidente que $\forall \tau \in \mathbb{T}$ se cumple:

$$Comp(\mathcal{E}(t)) \models \mathcal{CA}(p(X)) \Leftrightarrow \mathcal{P}(\neg p(X)) \wedge (c_1 \vee \ldots \vee c_n)$$

y

$$Comp(\mathcal{E}(t)) \models \mathcal{CB}(p(X)) \Leftrightarrow \mathcal{P}(p(X)) \wedge (\neg c_1 \wedge \ldots \wedge \neg c_n).$$

Las equivalencias anteriores establecen la relación existente entre las condiciones de alta y baja de una entidad o restricción de integridad con sus condiciones de existencia.

Evidentemente, una forma de obtener las condiciones de alta y baja de una entidad o restricción de integridad consiste en descomponer las expresiones

$$\mathcal{P}(\neg p(X)) \wedge (c_1 \vee \ldots \vee c_n) \quad (6.3)$$

y

$$\mathcal{P}(p(X)) \wedge (\neg c_1 \wedge \ldots \wedge \neg c_n) \quad (6.4)$$

en disyunción de subconjunciones de alta y de baja respectivamente. Para ello bastaría sustituir las entidades que aparecen en los literales bajo el presente en $c_1 \vee \ldots \vee c_n$ y $\neg c_1 \wedge \ldots \wedge \neg c_n$ por los hechos de los que dependen.

Esto podría hacerse de dos formas:

a) Aplicando, de forma iterativa hasta que no haya cambios, las equivalencias (6.1) y (6.2) junto con la transformación de la expresión resultante en disyunción de conjuciones, o

b) Expresando cada una de las entidades a sustituir en $c_1 \vee \ldots \vee c_n$ y $\neg c_1 \wedge \ldots \wedge \neg c_n$ en términos de sus condiciones de alta y baja.

La forma (a) tiene el inconveniente de que pueden aparecer subcondiciones de alta o de baja que recojan las componentes de mantenimiento de las condiciones de existencia, resultando subcondiciones que nunca se podrán cumplir. Mientras que la forma (b) requiere disponer de las condiciones de alta y baja de las entidades que definen cada entidad y de las condiciones de existencia de cada entidad formuladas en términos de condiciones de alta y baja. Sin embargo, la forma (b) nos permite determinar cuales son las subcondiciones de alta y baja consistenes con las componentes de mantenimiento (que pueden ser obviadas), obteniendose, por tanto, unas condiciones de alta y baja más símples y óptimas.

Por otro lado, y en general, en una especificación MCD aplanada temporalmente de un SI pueden aparecer entidades definidas por condiciones de existencia expresadas únicamente en términos del pasado inmediato, de manera que la existencia, o no, de estas entidades dependerá del estado alcanzado en el instante anterior, con independencia del hecho que acontezca en el estado actual. Estas condiciones de existencia serán denominadas *condiciones de existencia con efectos residuales*, mientras que el resto de condiciones de existencia las llamaremos *condiciones de existencia con efectos actuales.*

Evidentemente, la presencia de condiciones de existencia con efectos residuales en las condiciones de existencia, o al aplicar tanto el procedimiento (a) o el (b) sobre las condiciones de existencia, puede inducir la aparición de subconjunciones de alta o baja de la forma:

$$\mathcal{P}(\phi)$$

ó

$$\neg h_1\ (Y_1\ ) \wedge \ldots \wedge \neg h_n\ (Y_n\ ) \wedge \mathcal{P}(\phi).$$

En estos casos, la expresión $\mathcal{P}(\phi)$ debe ser interpretada como una precondición de alta o baja tal que puede formarse una subcondición de alta o baja con cualquier hecho, o cualquier hecho que no sea $h_1\ (Y_1\ ), \ldots, h_n(Y_n)$ respectivamente.

Obviamente, como en las subcondiciones de alta o baja de una entidad deben aparecer los hechos en presente, las conjunciones anteriores deberán ser reescritas de la forma:

$$\mathcal{H} \wedge \mathcal{P}(\phi)$$

o

$$(\mathcal{H} - (h_1\ (Y_1\ ), \ldots, h_n\ (Y_n\ )) \wedge \mathcal{P}(\phi)$$

respectivamente, donde $\mathcal{H}$ representa la disyunción de átomos del Universo de Herbrand de $\mathbb{L}_\Psi$ formados con símbolos de predicado tipo hecho, que llamaremos Universo de hechos (UH), y $(\mathcal{H}-(h_1\ (Y_1\ ),...,h_n\ (Y_n\ ))$ representa la disyunción de hechos en el UH menos los hechos $h_1(Y_1),...,h_n(Y_n)$.

Para obtener las condiciones de alta y baja, con independencia del proceso seleccionado, es necesario aplicar el cálculo de predicados sobre expresiones en las que puede aparecer la expresión $\mathcal{H}$. A continuación se formulan unas propiedades para operar con $\mathcal{H}$ basados en el cálculo de predicados.

Proposición 6.1. Sea c una conjunción.

i) Si $c = h(Y) \wedge \phi_0 \wedge \mathcal{P}(\phi_1\ ) \wedge \mathcal{H}$, entonces $c = h(Y) \wedge \phi_0 \wedge \mathcal{P}(\phi_1\ )$.
ii) Si $c = h(Y) \wedge \phi_0 \wedge \mathcal{P}(\phi_1\ ) \wedge (\mathcal{H} - h_1\ (Y_1\ ),...,h_n\ (Y_n\ ))$, entonces

$$c = h(Y) \wedge \phi_0 \wedge \mathcal{P}(\phi_1\ ).$$

iii) Si $c = \neg h(Y) \wedge \phi_0 \wedge \mathcal{P}(\phi_1\ ) \wedge (\mathcal{H} - h_1\ (Y_1\ ),...,h_n\ (Y_n\ ))$, entonces

$$c = \phi_0 \wedge \mathcal{P}(\phi_1\ ) \wedge (\mathcal{H} - h_1\ (Y_1\ ),..., h_n\ (Y_n\ ),h(\mathrm{Y})).$$

iv) Si $c{=}\neg(\mathcal{H} \wedge \mathcal{P}(\phi))$, entonces $c{=}\mathcal{H} \wedge \mathcal{P}(\neg\phi)$.

v) Si $c = \neg((\mathcal{H} - h_1\ (Y_1\ ),...,h_n\ (Y_n\ )) \wedge \mathcal{P}(\phi) \wedge \phi_0\ )$, entonces
$c = (h_1\ (Y_1\ ) \vee ... \vee h_n\ (Y_n\ )) \wedge \mathcal{P}(\phi) \wedge \phi_0 \vee \mathcal{H} \wedge (\mathcal{P}(\neg\phi) \vee \neg\phi_0\ )$.

vi) Si

$$c = (\mathcal{H} - h_1\ (Y_1\ ),...,h_n\ (Y_n\ )) \wedge \mathcal{P}(\phi) \wedge \phi_0 \wedge (\mathcal{H} - h_m\ (Y_m\ ),...,h_r\ (Y_r\ )),$$

entonces

$$c = (\mathcal{H} - h_1\ (Y_1\ ),...,h_n\ (Y_n\ ), h_m\ (Y_m\ ),...,h_r\ (Y_r\ )) \wedge \mathcal{P}(\phi) \wedge \phi_0$$

Demostración.
Los casos (i) y (ii) son inmediatos por la hipótesis (1.c).

El caso (iii) es evidente por la definición de $\mathcal{H}$.

Para el caso (iv) si aplicamos el cálculo de predicados, obtendríamos la conjunción $c{=}\neg\mathcal{H} \vee \mathcal{P}(\neg\phi)$.Ahora bien, por un lado tenemos que $\neg\mathcal{H}$ nunca puede ser verdad. En efecto, que $\neg\mathcal{H}$ sea verdad significa que no puede acontecer hecho alguno en el instante presente. Pero si el instante presente ha sido tomado en consideración, es porque ha acontecido al menos un hecho, con lo que esta situación es inconsistente con la dinámica del SI. Por otro lado tendremos que $\mathcal{P}(\neg\phi)$ será efectivo para cualquier hecho acontecido en el instante siguiente, por lo que podemos expresarlo como $\mathcal{H} \wedge \mathcal{P}(\neg\phi)$.

El caso (v) es inmediato en base al (iv) y el caso (vi) es como el caso (iii). ■

En el párrafo anterior se ha descrito el proceso (a) para obtener las condiciones de alta y baja de cada entidad y restricción de integridad, resultando evidente su aplicación, a diferencia de lo que ocurre con el proceso (b).

Este capítulo está dedicado a describir el proceso (b). Para ello se empieza viendo cómo representar las condiciones de existencia de una entidad o restricción de integridad en función de sus condiciones de alta y baja, seguidamente se abordan las condiciones de alta y baja de las entidades primitivas y hechos, a continuación se describe el proceso y, por último, se estudian las condiciones de alta y baja como información útil para validar una especificación MCD del SI, y se exponen unas conclusiones sobre la aplicación de ambos procesos.

6.2 Representación de las condiciones de existencia en función las condiciones de alta y baja.

La especificación MCD de cualquier SI define la existencia de cada entidad o restricción de integridad mediante condiciones de existencia expresadas de forma consecuente con el marco adoptado para la MCD.

Evidentemente, las condiciones de existencia de las entidades de un SI pueden ser expresadas en términos de condiciones de alta y baja de las mismas.

En efecto, sean $p(\mathrm{X})$ una entidad o restricción de integridad, y $\mathcal{CA}(p(\mathrm{X}))$ y $\mathcal{CB}(p(\mathrm{X}))$ la condición de alta y de baja de $p(\mathrm{X})$, respectivamente. La condición de existencia de $p(\mathrm{X})$ en el instante actual es definida en función de sus condiciones de alta y baja de la forma siguiente:

Para que $p(\mathrm{X})$ sea evaluada verdad (exista en el instante actual) se ha de cumplir alguna de las condiciones siguientes:

a) *condición de disparo de presencia*: $p(\mathrm{X})$ no existía en el instante anterior y es dada de alta en el instante actual, que se formaliza como

$$\mathcal{T}_A\ (p(\mathrm{X}))=\mathcal{CA}(p(\mathrm{X})))$$

ó

b) *condición de mantenimiento de presencia*: $p(\mathrm{X})$ ya existía en el instante anterior y no es dada de baja en el instante actual, que se formaliza como

$$M_A\ (p(\mathrm{X}))= \mathcal{P}(p(\mathrm{X}))\wedge\neg\mathcal{CB}(p(\mathrm{X})).$$

De forma simétrica, para que $p(\mathrm{X})$ sea evaluada falsa en el instante actual ha de cumplirse alguna de las dos condiciones siguientes:

c) *condición de disparo de ausencia*: $p(\mathrm{X})$ existía en el instante anterior y es dada de baja en el instante actual, que queda formalizado como

$$\mathcal{T}_B\ (p(\mathrm{X}))=\mathcal{CB}(p(\mathrm{X})))$$

ó

d) *condición de mantenimiento de ausencia*: $p(\mathrm{X})$ no existía en el instante anterior y no es dada de alta en el instante actual, que formalizaremos como

$$M_B\ (p(\mathrm{X}))=\mathcal{P}(\neg p(\mathrm{X}))\wedge\neg\mathcal{CA}(p(\mathrm{X})).$$

Lema 6.1. Sean Ψ una especifiación MCD aplanada temporalmente de un SI, $p(\mathrm{X})$ una entidad o restricción de integridad, y $\mathcal{CA}(p(\mathrm{X}))$ y $\mathcal{CB}(p(\mathrm{X}))$ las condiciones de alta y baja de la entidad $p(\mathrm{X})$, respectivamente. Para cualquier instante $\tau\in\mathcal{T}$ se cumple:

$Comp(\mathcal{E}(\tau)) \models p(X) \Leftrightarrow \mathcal{T}_A\ (p(X)) \vee M_A\ (p(\mathrm{X}))$ (6.5)

$Comp(\mathcal{E}(\tau)) \models \neg p(X) \Leftrightarrow \mathcal{T}_B\ (p(X)) \vee M_B\ (p(\mathrm{X}))$. (6.6)

Demostración. Es inmediata por la definición de condición de alta y de baja. ∎

En base a las equivalencias (6.5) y (6.6) podremos expresar las condiciones de existencia que definen a cada entidad o restricción de integridad en una MCD en función de las condiciones de alta o baja de los literales que forman la condición de existencia.

Lema 6.2. Sean Ψ una especificación MCD aplanada temporalmente de un SI, y Γ una regla de Ψ expresada por la cláusula

$p(X) \Leftarrow l_1 \wedge ... \wedge l_n \wedge \mathcal{P}(l_m \wedge ... \wedge l_r)$

tal que es la única cláusula en Ψ con p en la cabeza. Γ siempre puede ser reescrita de forma equivalente en función de las condiciones de alta y baja de los literales que haya bajo el presente en Γ.

Demostración. Para que en un instante τ exista p(X) es necesario que en el instante τ-1, se cumpla $\mathcal{E}(\tau - 1) \models (l_m \wedge ... \wedge l_r)$ y en el instante τ, $\mathcal{E}(\tau) \models (l_1 \wedge ... \wedge l_n)$. En base a las equivalencias (6.5) y (6.6) siempre podemos reemplazar cada literal por su representación mediante las condiciones de alta y baja, obteniendo de este modo una nueva representación equivalente a su representación inicial. ∎

Cuando una entidad esté definida por más de una regla de derivación adoptará la forma

$p(\mathrm{X}) \Leftrightarrow c_1 \vee c_2 \vee ... \vee c_n$,

en donde c_i son condiciones de existencia. Entonces la fórmula $\Gamma = p(X) \Leftrightarrow c_1 \vee c_2 \vee ... \vee c_n$ puede expresarse también en función de las condiciones de alta y baja de los literales que forman la parte derecha de Γ por aplicación extendida del lema anterior.

Evidentemente, para obtener una condición de existencia en función de los hechos y del estado en el instante anterior es necesario aplicar iterativamente el lema (6.2) hasta que no produzca cambios.

Así pues, sobre la cláusula que representa Γ pueden aplicarse, de forma iterativa hasta que no generen más cambios, las equivalencias (6.5) y (6.6), obteniendo una nueva representación Γ' de Γ expresada en términos de conjunciones de disyunciones de condiciones de disparo y/o mantenimiento, o de hechos. Naturalmente, cada una de estas conjunciones de literales debe ser consecuente con la hipótesis (1.c) que prohíbe el acontecimiento de más de un hecho en un mismo instante. Por consiguiente, cuando en una conjunción aparezca más de un literal positivo en presente formado por un símbolo de predicado tipo hecho, podremos asegurar que nunca será evaluada verdad, y por tanto podremos eliminarla. De igual forma, cuando aparezca un único literal positivo y uno o más literales negativos formados con símbolos de predicado tipo hecho, podremos suponer que la evaluación de los literales negativos es verdad, pudiendo ser eliminados también de la conjunción en donde aparecan.

6.3 Condiciones de alta y baja de entidades primitivas y hechos.

En el capítulo (3), se había supuesto que los hechos tenían una conducta temporal puntual. Esto significa que un hecho existe sólo en un instante de tiempo en $\mathbb{T}$. En base a esto, y en concordacia con las hipótesis de partida, supondremos que las condiciones de alta y baja de un hecho se definen de la forma siguiente.

Sea Ψ una especificación MCD aplanada temporalmente de un SI y $h(\mathrm{X})$ un hecho de Ψ. Se define

$$\mathcal{CA}(h(\mathrm{X}))=h(\mathrm{X})$$

y

$$\mathcal{CB}(h(\mathrm{X}))=(\mathcal{H}\text{-}h(\mathrm{X})).$$

Por otro lado, las entidades primitivas introducidas en el proceso de aplanamiento temporal obedecen a dos formatos generales. Uno caracterizado por disponer de una o más cláusulas de inicio y una cláusula de mantenimiento (con, o sin condición de mantenimiento) y otro en el que aparece una cláusula definida en función de un símbolo de predicado contador de los eventos acontecidos a partir de un instante determinado.

Representaremos por $\mathbb{E}(\mathrm{A})$ el resultado de aplicar sobre la expresión A, de forma iterativa hasta que no genere cambios, las equivalencias (6.1) y (6.2), ó (6.5) y (6.6), junto con la transformación en disjunción de conjunciones y las simplificaciones consecuentes con las hipótesis de partida.

En el caso del primer formato, cuando la entidad primitiva $w(\mathrm{X})$ aparece definida por las cláusulas:

$w(\mathrm{X}) \Leftarrow \phi_1 \wedge \mathcal{P}(\phi_1{}') \vee \phi_2 \wedge \mathcal{P}(\phi_2{}') \vee \ldots \vee \phi_n \wedge \mathcal{P}(\phi_n{}')$,
$w(\mathrm{X}) \Leftarrow \mathcal{P}(w) \wedge \mathcal{M} \wedge E$,

donde $\mathcal{M} = \neg(w_{f1}\ (X_{f1}\ ) \wedge \ldots \wedge w_{fr}\ (X_{fr}\ ))$, la condición de alta de $w(\mathrm{X})$ se define como

$$\mathcal{CA}(w(\mathrm{X}))=(\mathbb{E}(\phi_1\ ) \wedge \mathcal{P}(\phi_1{}') \vee \mathbb{E}(\phi_2\ ) \wedge \mathcal{P}(\phi_2{}') \vee \ldots \vee \mathbb{E}(\phi_n\ ) \wedge \mathcal{P}(\phi_n{}')) \wedge \mathcal{P}(\neg w(\mathrm{X}))$$

y la condición de baja como

a) si $\mathcal{M}$ es nula, entonces

$$\mathcal{CB}(w(\mathrm{X}))=\text{falso},$$

y
b) en caso contrario,

$\mathcal{CB}(w(\mathrm{X}))= \mathbb{E}((w_{f1}\ (X_{f1}\ ) \wedge ... \wedge w_{fr}\ (X_{fr}\ ))\wedge\neg E\wedge\mathcal{P}(w(\mathrm{X}))$.

Observese que tanto si aplicamos el proceso (a) como el (b), descritos en las sección (6.1), sobre las condiciones de existencia que definen el símbolo de predicado primitivo w, obtenemos las mismas condiciones de alta, pero diferentes condiciones de baja. Sin embargo, si consideramos que la condición de mantenimiento puede ser evaluada verdad después de w(X), entonces si resultaría la misma condición de baja propuesta anteriormente.

Como consecuencia inmediata, y para las entidades primitivas que se ajusten a este primer formato (cuya conducta sería CF), nunca se podrá alcanzar un estado en el que se cumpla la condición $w\wedge\neg\mathcal{M}$. Esta propiedad puede utizarse para detectar, y posteriormente eliminar, aquellas condiciones de alta o baja inconsistentes que sean consecuentes con la condición $w\neg\mathcal{M}$.

En el caso del segundo formato, en el que las entidades primitivas se definan como:

$w_{rp}\ (X_r\ ,\mathrm{Yn}) \Leftarrow w_r\ (X_r\ )\wedge\mathrm{Yn}=0$,
$w_{rp}\ (X_r\ ,\mathrm{Yn}) \Leftarrow \mathcal{P}(w_{rp}\ (X_r\ ,Ym)) \wedge Yn = Ym+1 \wedge Yn \leq n_r$,
$w(X_r\ ) \Leftarrow w_{rp}\ (X_r\ ,n_r\ )$,
para introducir las condiciones de alta y de baja de la entidad w supondremos la existencia de la entidad cuenta-hechos w_{rp} . Entonces

a) Si w_r es CA o CFP, resulta las condiciones de alta y baja siguientes:

$\mathcal{CA}(w_{rp}\ (X_r\ ,0)) = \mathcal{CA}(w_r\ (X_r\ ))$
$\mathcal{CA}(w_{rp}\ (X_r\ ,Y_n\ ))= \mathcal{H} \wedge \mathcal{P}(w_{rp}\ (X_r\ ,Y_m\ ) \wedge Y_n\ = Y_m\ +1\wedge$

$$Y_n\ \leq n_r\ \wedge\neg w_{rp}\ (X_r\ ,Y_n\ ))$$

$\mathcal{CB}(w_{rp}\ (X_r\ ,Y_n\ ))= \mathcal{H} \wedge \mathcal{P}(w_{rp}\ (X_r\ ,Y_n\ ))$
$\mathcal{CA}(w(X_r\ ))= \mathcal{CA}(w_{rp}\ (X_r\ ,n_r\ ))$
a.1) Si w_r es CA, $\mathcal{CB}(w(X_r\ ))=$ falso,
a.2) si w_r es puntual, $\mathcal{CB}(w(X_r\ ))= \neg\mathcal{CA}(w(X_r\ ))$.

b) Si w_r es CF, se necesita introducir otra entidad contadora de hechos w_{rb} que cuente los instantes que han de transcurrir para dar de baja a w, resultando:

$\mathcal{CA}(w_{rp}\ (X_r\ ,0)) = \mathcal{CA}(w_r\ (X_r\ ))$
$\mathcal{CA}(w_{rp}\ (X_r\ ,Y_n\ )) = \mathcal{H} \wedge \mathcal{P}(w_{rp}\ (X_r\ ,Y_m\ ) \wedge Y_n\ = Y_m\ +1\wedge$

$$Y_n \leq n_r \wedge \neg w_{rp}(X_r, Y_n))$$

$$\mathcal{CB}(w_{rp}(X_r, Y_n)) = \mathcal{H} \wedge \mathcal{P}(w_{rp}(X_r, Y_n))$$
$$\mathcal{CA}(w(X_r)) = \mathcal{CA}(w_{rp}(X_r, n_r))$$
$$\mathcal{CA}(w_{rb}(X_r, 0)) = \mathcal{CA}(w(X_r))$$
$$\mathcal{CA}(w_{rb}(X_r, Y_n)) = \mathcal{H} \wedge \mathcal{P}(w_{rb}(X_r, Y_m) \wedge Y_n = Y_m + 1 \wedge$$

$$Y_n \leq n_r \wedge \neg w_{rb}(X_r, Y_n))$$

$$\mathcal{CB}(w_{rb}(X_r, Y_n)) = \mathcal{H} \wedge \mathcal{P}(w_{rb}(X_r, Y_n))$$
$$\mathcal{CB}(w(X_r)) = \mathcal{CA}(w_{rb}(X_r, n_r))$$

En base a como se defen las entidades w_{rp} y w_{rb} es inmediato comprobar que las expresiones siguientes son inconsistentes:

$$w_{rp}(X_r, Y_n) \wedge w_{rp}(X_r, Y_n - 1),$$
$$w_{rp}(X_r, Y_n) \wedge w_{rp}(X_r, Y_n + 1)$$
$$w_{rb}(X_r, Y_n) \wedge w_{rb}(X_r, Y_n - 1)$$
$$w_{rb}(X_r, Y_n) \wedge w_{rb}(X_r, Y_n + 1),$$

por lo que la presencia de estas expresiones nos puede ayudar a detectar subcondiciones de alta o baja inconsistentes, pudiendo ser eliminadas.

6.4 Proceso para obtener las condiciones de Alta y de baja.

El objetivo de esta sección es establecer un procedimiento que, a partir de las condiciones de existencia que definen las entidades y las restricciones de integridad en una especificación MCD aplanada temporalmente de un SI, obtenga las condiciones de alta y baja de las mismas.

Sean Ψ una especificación MCD aplanada temporalmente de un SI, $\mathbb{L}_\Psi$ su correspondiente lenguaje modal temporal y A una fórmula aplanada temporalmente y bien formada en $\mathbb{L}_\Psi$. El *proceso que transforma la fórmula* A *en otra fórmula* $\mathbb{E}$(A) (formada por disyunción de subcondiciones de alta o baja) es el siguiente:

i) Paso de *reducción*:

i.1) Aplicar las equivalencias (6.5) y (6.6) sobre A siempre que sea posible. En caso contrario aplicar las equivalencias (6.1) y (6.2).

i.2) Transformar la expresión resultante del paso (i.1) en disjunción de conjunciones, aplicando las simplificaciones del cálculo de predicados.

i.3) Si se han aplicado las equivalencias (6.5) y (6.6), eliminar de la expresión resultante del paso (i.2) las conjunciones formadas sólo por condiciones de mantenimiento (de presencia y/o ausencia) no negadas.

ii) Paso de *iteración*:

Aplicar la fase (i) iterativamente hasta que la expresión resultante no cambie.

Obsérvese como el paso (i.3) es consecuencia directa de disponer por separado de las condiciones de disparo y de mantenimiento (de presencia o ausencia). Evidentemente, las conjunciones formadas por condiciones de mantenimiento sólo contribuyen a mantener la evaluación verdad/falso de la fórmula A cuando ya había sido evaluada verdad/falso en el instante anterior.

En el caso general tenemos lo siguiente:

Sea p(X) una entidad cualquiera de una especificación MCD Ψ de un SI definida como

$p(\mathrm{X}) \Leftrightarrow \phi_1 \wedge \mathcal{P}(\phi_{p1}) \vee \phi_2 \wedge \mathcal{P}(\phi_{p2}) \vee \ldots \vee \phi_n \wedge \mathcal{P}(\phi_{pn}) \vee \mathcal{H} \wedge \mathcal{P}(\phi_m) \vee \ldots \vee \mathcal{H} \wedge \mathcal{P}(\phi_r)$

entonces

a) la *condición de alta de* p(X) en el instante actual es

$$C\mathcal{A}(p(X)) = \mathcal{P}(\neg p(X)) \wedge (\mathbb{E}(\phi_1) \wedge \mathcal{P}(\phi_{p1}) \vee \mathbb{E}(\phi_2) \wedge \mathcal{P}(\phi_{p2}) \vee \ldots \vee$$
$$\mathbb{E}(\phi_n) \wedge \mathcal{P}(\phi_{pn}) \vee \mathcal{H} \wedge \mathcal{P}(\phi_m) \vee \ldots \vee \mathcal{H} \wedge \mathcal{P}(\phi_r))$$

b) la *condición de baja de* p(X) en el instante actual es

$$C\mathcal{B}(p(X)) = (\mathbb{E}(\neg\phi_1) \vee \mathcal{P}(\neg\phi_{p1})) \wedge (\mathbb{E}(\neg\phi_2) \vee \mathcal{P}(\neg\phi_{p2})) \wedge \ldots \wedge$$
$$(\mathbb{E}(\neg\phi_n) \vee \mathcal{P}(\neg\phi_p{}'))) \wedge \mathcal{P}(p(X)) \wedge \mathcal{H} \wedge \mathcal{P}(\neg\phi_m \wedge \ldots \wedge \neg\phi_r)$$

Si aplicamos lo anterior al caso de una entidad p(X) con una conducta finita puntual, entonces resultan las condiciones de alta y baja siguientes:

$$C\mathcal{A}(p(X)) = \mathcal{P}(\neg p(X)) \wedge (\mathbb{E}(\phi_1) \wedge \mathcal{P}(\phi_{p1}) \vee \mathbb{E}(\phi_2) \wedge \mathcal{P}(\phi_{p2}) \vee \ldots \vee$$
$$\mathbb{E}(\phi_n) \wedge \mathcal{P}(\phi_{pn}) \vee \mathcal{H} \wedge \mathcal{P}(\phi_m) \vee \ldots \vee \mathcal{H} \wedge \mathcal{P}(\phi_r))$$

y

$$\mathcal{CB}(p(\mathrm{X})) = \neg \mathcal{CA}(p(\mathrm{X})) \wedge \mathcal{P}(p(\mathrm{X})).$$

Cuando p tenga una conducta abierta, la condición de baja de $p(\mathrm{X})$ será siempre falsa, ésto es, nunca se dá de baja.

Las condiciones de alta y baja obtenidas aparecen en función de hechos y del estado de determinadas entidades en el instante inmediato pasado. Además, todas estas condiciones son expresiones aplanadas temporalmente.

Ejemplo 6.1:

a) Sea Γ la cláusula del ejemplo (4.2) apartado (b) después de eliminar la entidad primitiva $w2$ equivalente a la entidad primitiva $w1$:

$\forall$C_producto$\forall t$producto(C_producto,t) $\Leftarrow \exists t \exists t_1$ $alta(C\_producto, t_1)\wedge$

$$t_1 \leq t \wedge \neg(\exists t_2\ baja(C\_producto, t_2) \wedge t_1 < t_2 \wedge t_2 \leq t)$$

A Γ le corresponde la representación aplanada siguiente:

$\mathcal{C}(\Gamma)$={producto(C_producto,t) $\Leftarrow$ $w1$(C_producto,t)$\wedge\neg w3$(C_producto,t),
$w1$(C_producto,t)$\Leftarrow$ alta(C_producto,t),
$w1$(C_producto,t)$\Leftarrow w1$(C_producto,t-1)$\wedge\neg w3$(C_producto,t),

$w3$(C_producto,t)$\Leftarrow$baja(C_producto,t)$\wedge w1$(C_producto,t-1)
$w3$(C_producto,t)$\Leftarrow w3$(C_producto,t-1)$\wedge\neg w1$(C_producto,t)},

y el conjunto de altas y bajas

$\mathcal{CA}$($w1$(C_producto))= alta(C_producto)$\wedge\mathcal{P}$($\neg w1$(C_producto)),
$\mathcal{CB}$($w1$(C_producto))= baja(C_producto)$\wedge\mathcal{P}$($w1$(C_producto)$\wedge\neg w3$(C_producto))

expresión inconsistente:
$w1$(C_producto)$\wedge w3$(C_producto)

$\mathcal{CA}$($w3$(C_producto))= baja(C_producto)$\wedge\mathcal{P}$($w1$(C_producto)$\wedge\neg w3$(C_producto)),
$\mathcal{CB}$($w3$(C_producto))= alta(C_producto))$\wedge\mathcal{P}$($w3$(C_producto)$\wedge\neg w1$(C_producto)),

$\mathcal{CA}$(producto(C_producto))=alta(C_producto)$\wedge\mathcal{P}$($\neg$producto(C_producto)$\wedge$
$\neg w1$(C_producto)),
$\mathcal{CB}$(producto(C_producto))=baja(C_producto)$\wedge\mathcal{P}$($w1$(C_producto)$\wedge$
$\neg w3$(C_producto)$\wedge$producto(C_producto)).

b) Las condiciones de alta y baja de las entidades del sistema de alquiler de videos propuesto en (2.4) son:

$\mathcal{CA}$(w1(Cs,N,D)) = alta_socio(Cs,N,D)∧$\mathcal{P}$(¬w1(Cs,N,D))
$\mathcal{CB}$(w1(Cs,N,D)) = baja_socio(Cs)∧$\mathcal{P}$(w1(Cs,N,D)∧¬w3(Cs,ND))

$\mathcal{CA}$(w3(Cs,N,D))= baja_socio(Cs)∧$\mathcal{P}$(w1(Cs,N,D)∧¬w3(Cs,N,D))
$\mathcal{CB}$(w3(Cs,N,D))= alta_socio(Cs,N,D)∧$\mathcal{P}$(¬w1(Cs,N,D)∧w3(Cs,N,D))

$\mathcal{CA}$(w4(Cp,D)) = alta_proveedor(Cp,D)∧$\mathcal{P}$(¬w4(Cp,D))
$\mathcal{CB}$(w4(Cp,D)) = baja_proveedor(Cp)∧$\mathcal{P}$(w1(Cp,D)∧¬w5(Cp,D)∧w4(Cp,D))

$\mathcal{CA}$(w5(Cp,D)) = baja_proveedor(Cp)∧$\mathcal{P}$(w1(Cp,D)∧¬w5(Cp,D))
$\mathcal{CB}$(w5(Cp,D)) = alta_proveedor(Cp,D))∧$\mathcal{P}$(¬w4(Cp,D)∧w5(Cp,D))

$\mathcal{CA}$(w6(Ti,Cp)) = peticion_pelicula(Ti,Cp)∧$\mathcal{P}$(¬w6(Ti,Cp))∨
($\mathcal{H}$-baja_pelicula(Cpl),alta_pelicula(Cpl,Ti))∧$\mathcal{P}$(w9(Ti,Cp,CPl)∧
¬w8(Ti,Cp,Cpl)∧¬w6(Ti,Cp)) ∨
($\mathcal{H}$-baja_pelicula(Cpl)),$\mathcal{P}$(w9(Ti,Cp,CPl)∧
¬w8(Ti,Cp,Cpl)∧¬w7(Ti,Cp)∧¬w6(Ti,Cp))
$\mathcal{CB}$(w6(Ti,Cp)) = recibida_pelicula(Ti,Cp)∧$\mathcal{P}$(w6(Ti,Cp)∧¬w7(Ti,Cp))

$\mathcal{CA}$(w7(Ti,Cp)) = recibida_pelicula(Ti,Cp)∧$\mathcal{P}$(w6(Ti,Cp)∧¬w7(Ti,Cp))∨
($\mathcal{H}$-baja_pelicula(Cpl)),$\mathcal{P}$(w9(Ti,Cp,CPl)∧
¬w8(Ti,Cp,Cpl)∧¬w7(Ti,Cp))
$\mathcal{CB}$(w7(Ti,Cp)) = alta_pelicula(Cpl,Ti)∧$\mathcal{P}$(w7(Ti,Cp)∧¬w8(Ti,Cp,Cpl))

$\mathcal{CA}$(w8(Ti,Cp,Cpl)) = alta_pelicula(Cpl,Ti)∧$\mathcal{P}$(w7(Ti,Cp)∧¬w8(Ti,Cp,Cpl))
$\mathcal{CB}$(w8(Ti,Cp,Cpl)) = baja_pelicula(Cpl)∧$\mathcal{P}$(w8(Ti,Cp,Cpl)∧¬w9(Ti,Cp,Cpl))

$\mathcal{CA}$(w9(Ti,Cp,Cpl)) = baja_pelicula(Cpl)∧$\mathcal{P}$(w8(Ti,Cp,Cpl)∧¬w9(Ti,Cp,Cpl))
$\mathcal{CB}$(w9(Ti,Cp,Cpl)) = alta_pelicula(Cpl.Ti))∧$\mathcal{P}$(¬w8(Ti,Cp,Cpl)∧w9(Ti,Cp,Cpl))

$\mathcal{CA}$(w10(Cpl,Ti,Cs)) = prestar_pelicula(Cs,Ti)∧$\mathcal{P}$(w8(Ti,Cp,Cpl)∧w1(Cs,N,D)∧
¬w10(Cpl,Ti,Cs))
$\mathcal{CB}$(w10(Cpl,Ti,Cs)) = devolucion(Cp)∧$\mathcal{P}$(w10(Cpl,Ti,Cs)∧¬w11(Cs,Cp,Ti,Cpl))

$\mathcal{CA}$(w11(Cs,Cp,Ti,Cpl)) = devolucion(Cp)∧$\mathcal{P}$(w10(Cpl,Ti,Cs)∧¬w11(Cs,Cp,Ti,Cpl))
$\mathcal{CB}$(w11(Cs,Cp,Ti,Cpl)) = prestar_pelicula(Cs,Ti)∧
$\mathcal{P}$(w8(Ti,Cp,Cpl)∧¬w9(Ti,Cp,Cpl)∧¬w10(Cpl,Ti,Cs)∧w11(Cs,Cp,Ti,Cpl))

$\mathcal{CA}$(i1) = baja_socio(Cs)∧$\mathcal{P}$(w10(Cpl,Ti,Cs)∧¬w11(Cs,Cp,Ti,Cpl))

$\mathcal{CA}$(w12(Ti,Cp)) = petición_pelicula(Ti,Cp)∧$\mathcal{P}$(¬w12(Ti,Cp))
$\mathcal{CB}$(w12(Ti,Cp) = baja_proveedor(Cp)∧$\mathcal{P}$(w12(Ti,Cp)∧¬w13(Ti,Cp))

$\mathcal{CA}$(w13(Ti,Cp)) = baja_proveedor(Cp)∧$\mathcal{P}$(w12(Ti,Cp)∧¬w13(Ti,Cp))
$\mathcal{CB}$(w13(Ti,Cp)) = ($\mathcal{H}$-baja_proveedor(Cp))∧$\mathcal{P}$(w13(Ti,Cp))

$\mathcal{CA}$(w14(Ti,Cp)) = petición_pelicula(Ti,Cp)$\wedge\mathcal{P}$($\neg$w14(Ti,Cp))
$\mathcal{CB}$(w14(Ti,Cp)) = recibida_pelicula(Ti,Cp)$\wedge\mathcal{P}$(w14(Ti,Cp)$\wedge$w15(Ti,Cp))

$\mathcal{CA}$(w15(Ti,Cp)) = recibida_pelicula(Ti,Cp)$\wedge\mathcal{P}$(w14(Ti,Cp)$\wedge$w15(Ti,Cp))
$\mathcal{CB}$(w15(Ti,Cp)) = baja_proveedor(Cp)$\wedge\mathcal{P}$(w15(Ti,Cp))$\vee$
peticion_pelicula(Ti,Cp)$\wedge\mathcal{P}$($\neg$w12(Ti,Cp)$\wedge$w15(Ti,Cp))

$\mathcal{CA}$(w16(Ti,Cp)) = baja_proveedor(Cp)$\wedge\mathcal{P}$(w15(Ti,Cp)$\wedge\neg$w16(Ti,Cp))
$\mathcal{CB}$(w16(Ti,Cp)) = ($\mathcal{H}$-baja_proveedor(Cp))$\wedge\mathcal{P}$(w16(Ti,Cp))

$\mathcal{CA}$(i2) = baja_proveedor(Cp)$\wedge\mathcal{P}$(w12(Ti,Cp)$\vee$w16(Ti,Cp)$\wedge$w13(Ti,Cp))

$\mathcal{CA}$(i3) = baja_pelicula(Cpl)$\wedge\mathcal{P}$(w10(Cpl,Ti,Cs)$\wedge\neg$w11(Cs,Cp,Ti,Cpl))

$\mathcal{CA}$(i4) = prestar_pelicula(Cs,Ti)$\wedge\mathcal{P}$(w10(Cpl,Ti,Cs)$\wedge\neg$w11(Cs,Cp,Ti,Cpl)$\wedge$
w8(Ti,Cp,Cpl)$\wedge\neg$w9(Ti,Cp,Cpl))

$\mathcal{CA}$(i5) = devolucion(Cpl)$\wedge\mathcal{P}$($\neg$w10(Cpl,Ti,Cs)$\vee$w11(Cs,Cp,Ti,Cpl))

$\mathcal{CA}$(i6) = prestar_pelicula(Cs,Ti,T)$\wedge\mathcal{P}$($\neg$w1(Cs,N,D)$\vee$w3(Cs,N,D))

$\mathcal{CA}$(i7) = petición_pelicula(Ti,Cp,T)$\wedge\mathcal{P}$($\neg$w4(Cp,D)$\vee$w3(Cs,N,D))

$\mathcal{CA}$(i8) = alta_socio(Cs,N,D)$\wedge\mathcal{P}$(w1(Cs,N,D)$\wedge\neg$w3(Cs,N,D))

$\mathcal{CA}$(i9) = alta_proveedor(Cp,D) $\wedge$ $\mathcal{P}$(w4(Cp,D)$\wedge\neg$w3(Cp,D))

6.5 Validación de una especificación MCD a partir de las condiciones de alta y baja.

Las condiciones de alta y baja de cada entidad o restricción de integridad, junto con su conducta temporal, nos permiten, aplicar algunos criterios para validar la especificación MCD del SI.

Cuando contrastamos las condiciones de alta y baja de cada entidad o restricción de integridad con su conducta temporal, podemos validar, por un lado, cómo se ha definido la entidad o restricción de integridad en la especificación y, por otro, podemos detectar fallos en la obtención de la conducta temporal, o en las condiciones de alta y baja.

No obstante, la validación que podemos aplicar en base al contraste entre las conductas temporales y las condiciones de alta y baja no es completa. Así, en el caso de entidades o restricciones de integridad con conducta temporal elemental o simple, la validación es inmediata, ya que debe cumplirse las siguientes condiciones:

a) Si $p(X)$ tiene una conducta CA, deberá tener condiciones de alta pero no de baja.

b) Si $p(X)$ obedece a una conducta CF, debe disponer de condiciones de alta y de baja.

c) Si $p(X)$ tiene una conducta CFP, debe tener una condición de baja que debe coincidir con la negación de la condición de alta.

d) En el resto de los casos sólo se puede comprobar que se dispone de condiciones de alta y de baja.

Como consecuencia de lo anterior podemos decir que el estudio de las condiciones de alta y baja no permite, en general, hacer una validación completa de la especificación, pero si puede ser considerado como de gran ayuda a tal fin.

6.6 Comparación de los procesos de cálculo de las condiciones de alta y baja.

En la sección (6.1) y (6.4) se han establecido dos formas de obtener las condiciones de alta y baja de las entidades definidas en un SI MCD. Una desde la perspectiva de las condiciones de existencia y otra desde la óptica de las propias condiciones de alta y baja de las entidades.

Es inmediato comprobar que la segunda vía es sensiblemente más óptima que la primera por las razones siguientes:

1. Sustituir cada literal por sus componentes de disparo o mantenimiento para obtener condiciones de alta y baja, nos permite eliminar términos innecesarios en el proceso sin entrar en su composición concreta.

2. El conocimiento de las condiciones de alta y baja de las entidades primitivas nos facilita el proceso de discriminación de las condiciones de mantenimiento que pueden aparecer en el proceso de cálculo.

En contrapartida, esta vía nos exige conocer. para cada entidad, las condiciones de alta y baja de las entidades de las que depende, por lo que sólo tendremos garantias de que su aplicación dará resultado cuando las entidades o restricciones de integridad aparezcan definidas en función de las entidades primitivas introducidas en el proceso de aplanamiento temporal. En caso contrario, sólo podríamos aplicar la primera vía.

Capítulo 7

Diseño Automático de Transacciones y Esquema Conceptual

7.1 Introducción.

La implantación automática de SIs MCD requiere adoptar, de forma automática, las decisiones de diseño necesarias para determinar:

i) la Modelización Conceptual de la base de datos,

ii) la estructura de los datos,

iii) las operaciones transaccionales y

iv) una representación lo más adecuada posible a los requerimientos del entorno de implantación.

Para obtener un modelado conceptual de la base de datos de un SI es necesario decidir qué información será almacenada y cuál será derivada, ya que en general, no es necesario almacenar toda la información que representa al SI. Así, por su propia naturaleza, la información que represente las restricciones de integridad será una información no almacenable (no puede existir un estado del SI en donde aparezca una restricción de integridad). En términos generales podríamos decir que toda información expresada en función de otra más elemental podría ser considerada como información deducible.

Por otro lado, para tomar la decisión de qué información será almacenada y cuál deducible, hemos de tener presente que cuanto más información derivable exista en la base de datos mayor será la complejidad temporal y menor la complejidad espacial. En sentido inverso, cuando más información sea considerada almacenable mayor será la complejidad espacial, y menor la complejidad temporal.

Evidentemente, los criterios que deciden cuando una entidad es almacenable o derivable dependen del tipo de implantación que se desee obtener (implantación optimizada temporal o espacialmente). No obstante, con independencia del tipo de implantación elegida, es necesario llegar a un compromiso. Más concretamente, si optamos por una implantación optimizada espacialmente, también deberemos considerar la posibilidad de aplicar optimizaciones temporales compatibles y viceversa.

El objetivo de este capítulo es demostrar, por un lado, que la especificación MCD aplanada temporalmente de un SI dispone de información suficiente para determinar un esquema conceptual de la base de datos y una estructura de la información, siendo posible, en consecuencia, establecer las decisiones de diseño (i) e (ii). Y que, por otro lado, a partir de las condiciones de alta y baja de una especificación aplanada podemos deducir unas decisiones de diseño (iii) e (iv) que sean consistentes con las decisiones (i) e (ii).

No obstante, antes de acometer nuestro objetivo introduciremos los conceptos en los que nos apoyaremos para discriminar que información de un SI MCD es almacenable o no en la base de datos, y para ello, estudiaremos en un principio que requisitos han de cumplirse para que una entidad sea o no derivable, y posteriormente estableceremos la compatibilidad de estos requisitos con el tipo de optimización elegida.

Sean Ψ una especificación MCD aplanada temporalemente de un SI y p un símbolo de predicado tipo entidad o restricción de integridad. Se dice que una de las condiciones de existencia que definen p es *derivable* si sólo está formada por literales bajo el presente y no aparece ningún símbolo de predicado tipo hecho. En caso contrario se dice que la condición de existencia es *no derivable*.

El símbolo de predicado p es *derivable* si dispone de al menos una condición de existencia derivable. En caso contrario p es un símbolo de predicado *no* *derivable.* Los símbolos de predicado derivable representan la información candidata a ser considerada como no almacenable.

Se dice que p es ***totalmente derivable*** cuando todas las condiciones de existencia que lo definen sean derivables.

Se dice que p es ***parcialmente derivable*** cuando sea definido por condiciones de existencia derivables y no derivables.

Una condición de existencia derivable c es ***independiente*** si está formada sólo por símbolos de predicado no derivables. En caso contrario c es ***dependiente.***

Lema 7.1. Todo símbolo de predicado p definido por al menos una condición de existencia derivable dependiente admite una definición en la que todas las condiciones de existencia derivables son independientes.

Demostración. Aplicando la definición de las entidades y restricciones de integridad bajo la equivalencias (6.1) y (6.2) siempre podremos eliminar los literales formados por entidades o restricciones de integridad derivables dependientes. ■

En virtud del lema (7.1) podemos transformar cualquier especificación aplanada Ψ en otra Ψ' en la que no aparezcan condiciones de existencia derivables dependientes.

Antes de establecer cómo obtener las transacciones a partir de una especificación MCD de un SI, analizaremos cuales deben ser los criterios de optimización que pueden adoptarse para generar una especificación de implantación transaccional óptima que sea compatible con las restricciones del entorno.

7.2 Criterios de optimización.

Como ya se ha expuesto anteriormente, una especificación MCD aplanada temporalmente de un SI se caracteriza por la existencia de entidades del sistema definidas en función de entidades primitivas introducidas en el proceso de aplanamiento temporal. Más concretamente, cada regla de derivación que defina a una entidad, puede aparecer transformada en otra regla en función de entidades primitivas en presente o en pasado inmediato. Además, y en general, las entidades primitivas se han definido de forma autoexcluyente, esto es, con conducta temporal finita y tal que la existencia de una entidad induce la no existencia de otra entidad primitiva, salvo las entidades primitivas terminales que pueden obedecer a una CA.

Así pues, en base al carácter derivable o no de las entidades y a la forma como se definen éstas en las especificaciones aplanadas temporalmente, proponemos la siguientes tipos de implantaciones.

Implantación optimizada espacialmente.

Dependiendo de la disponibilidad, o no, de manejadores de base de datos deductivas por parte del entorno, distinguimos dos formas de obtener una implantación transaccional optimizada espacialmente:

7.a) Si el entorno de implantación dispone de un manejador de base de datos deductivas, entonces ninguna entidad totalmente derivable será almacenada en la base de datos, y el conjunto de reglas de la base de datos deductiva estará formado por aquellas reglas que la definen en la especificación. En este caso, para las entidades parcialmente derivables sólo se almacenarán las condiciones de existencia no derivables, disponiendo además de las reglas de derivación correspondientes a las condiciones de existencia derivables. Obviamente, disponer de entidades que sean almacenadas y derivadas a la vez dificulta su manipulación por parte de los manejadores de base datos, siendo necesario la presencia de un manejador de bases de datos deductivas.

7.b) Si el entorno de implantación no dispone de un manejador de base de datos deductivas, entonces todas las entidades totalmente derivables deberán ser entidades no almacenadas, y para obtener las reglas de derivación de cada entidad derivable será necesario transformar todas las condiciones de existencia derivables dependientes en condiciones de existencia derivables independientes aplicando el lema (7.1). Las entidades parcialmente derivables pasarán a ser almacenadas junto con el resto de entidades.

La presencia de reglas de derivación formadas por condiciones de existencia derivables independientes permite la utilización de los manejadores de base de datos como herramientas para inferir información derivable, sin necesidad de un manejador de bases de datos deductivas.

Implantación optimizada temporalmente.

Si la intención es obtener una implantación optimizada temporalmente, una opción extrema consiste en considerar almacenables todas las entidades del SI. En contrapartida, esta decisión conlleva un aumento de la complejidad espacial y un aumento de la redundancia en la base de datos.

Un criterio intermedio consistiría en elegir de entre las entidades totalmente derivables aquellas que sean las más consultadas o usadas a lo largo de la vida del SI, y decidir entonces cuales de éllas deben ser almacenadas en la base de datos.

Ejemplo 7.1 Tomando la especificación del sistema de alquiler de videos propuesto en la sección (2.4), y examinando su correspondiente especificación aplanada temporalmente, resultan derivables las entidades definidas por las reglas siguientes:

socio(Cs,N,D,T) $\Leftarrow$ w1(Cs,N,D,T)$\wedge\neg$w3(Cs,N,D,T)
proveedor(Cp,D,T) $\Leftarrow$ w4(Cp,D,T)$\wedge\neg$w3(Cp,D,T)
pelicula(Cpl,Ti,T) $\Leftarrow$ w8(Ti,Cp,Cpl,T)$\wedge\neg$w9(Ti,Cp,Cpl,T)
pelicula_prestada(Cpl,Cs,T) $\Leftarrow$ w10(Cpl,Ti,Cs,T)$\wedge\neg$w11(Cs,Cp,Ti,Cpl,T)
titulo_disponible(Ti,Cpl,T) $\Leftarrow$ pelicula(Cpl,Ti,T)$\wedge\neg$pelicula_prestada(Cpl,Cs,T)

Al transformarlas en reglas independientes resulta:

socio(Cs,N,D,T) $\Leftarrow$ w1(Cs,N,D,T)$\wedge\neg$w3(Cs,N,D,T)
proveedor(Cp,D,T) $\Leftarrow$ w4(Cp,D,T)$\wedge\neg$w3(Cp,D,T)
pelicula(Cpl,Ti,T) $\Leftarrow$ w8(Ti,Cp,Cpl,T)$\wedge\neg$w9(Ti,Cp,Cpl,T)
pelicula_prestada(Cpl,Cs,T) $\Leftarrow$ w10(Cpl,Ti,Cs,T)$\wedge\neg$w11(Cs,Cp,Ti,Cpl,T)
titulo_disponible(Ti,Cpl,T) $\Leftarrow$ w8(Ti,Cp,Cpl,T)$\wedge$ $\neg$w9(Ti,Cp,Cpl,T)$\wedge$
  $\neg$w10(Cpl,Ti,Cs,T)
titulo_disponible(Ti,Cpl,T) $\Leftarrow$ w8(Ti,Cp,Cpl,T)$\wedge\neg$w9(Ti,Cp,Cpl,T)$\wedge$
  w11(Cs,Cp,Ti,Cpl,T)

En adelante si no se expresa explícitamente el tipo de optimización que deseamos aplicar para la implantación, supondremos que se opta por una optimización espacial sin manejador de base de datos deductivas.

7.3 Especificación transaccional.

En el apartado anterior hemos propuesto un proceso para determinar el modelo conceptual de la base de datos y la estructura de los datos en base al tipo de implantación deseada del SI MCD. El objetivo de este apartado es establecer un proceso para obtener el conjunto de transacciones que definen la implantación directa del SI MCD.

En general, una especificación transaccional (u operacional) de un SI consta de un conjunto de reglas de derivación, un conjunto de reglas de integridad y un conjunto de operaciones transaccionales disparadas por los hechos. Cada operación queda definida por una precondición y por el conjunto de entidades que son dadas de alta y de baja (la transacción) cuando se ejecuta dicha operación.

Operaciones transaccionales:

Las operaciones transaccionales propuestas en este trabajo obedecen al formato siguiente:

$h(X)$: $d_k : ik, ...d_r : ir$
transacciones
$c_1 : \mathcal{A}_1 ; \mathcal{B}_1$;
$c_2 : \mathcal{A}_2 ; \mathcal{B}_2$;
...
$c_n : \mathcal{A}_n ; \mathcal{B}_n$;
fin

donde

$h(X)$ representa el tipo de hecho que dispara las transacciones elementales que componen la operación transaccional,

$d_k : ik, ...d_r : ir$ representan las ***precondiciones de integridad*** de la operación transaccional, y expresan las condiciones que debe cumplir el SI cuando acontece un hecho del tipo $h(X)$ para que no se violen las restricciones de integridad, tal que para k≤i≤r, en cada precondición de integridad, d_i representa la condición de integridad e ii la restricción de integridad que se viola,

transacciones y *fin* son marcas sintácticas que sirven para delimitar el conjunto de transacciones elementales que definen la operación transaccional,

$c_i : \mathcal{A}_i ; \mathcal{B}_i$; 1≤i≤n,representa una transacción elemental tal que $\mathcal{A}_i$ y $\mathcal{B}_i$ son los conjuntos de entidades que deben ser dadas de alta y de baja, respectivamente, cuando se ejecute la transacción elemental, y c_i representa la precondición que debe cumplir el SI para que se ejecute la transacción elemental cuando acontece un hecho del tipo $h(X)$ consistente con las restricciones de integridad del SI.

Esta definición de las operaciones mediante un conjunto de transacciones elementales conlleva implícitamente un proceso de composición de las transacciones, dependiendo del estado en el que se encuentre el SI y de las transacciones elementales totalmente instanciadas que sean disparadas por el hecho acontecido. Diremos que una transacción elemental en una operación es ***disparada*** cuando se cumpla su precondición .

Sea $\mathcal{O}(h(X))$ la operación transaccional disparada por el hecho $h(X)$ y $\mathcal{E}(\tau)$ el estado del SI. La transacción $(\mathcal{A},\mathcal{B})$, disparada por el acontecimiento del hecho $h(X)$ es obtenida por la composición de las transacciones elementales que hay en $\mathcal{O}(h(X))$ y que son disparadas por el hecho acontecido. Esto es, la transacción $(\mathcal{A},\mathcal{B})$ es

$\mathcal{A} = \mathcal{A}_1 \cup \ldots \cup \mathcal{A}_n$ y
$\mathcal{B} = \mathcal{B}_1 \cup \ldots \cup \mathcal{B}_n$

donde $\mathcal{A}_1, \ldots, \mathcal{A}_n, \mathcal{B}_1, \ldots, \mathcal{B}_n$ representan los conjuntos de altas y bajas de las transacciones elementales disparadas en $\mathcal{O}(h(X))$.

Obviamente, si una misma entidad $p(a)$ apareciera en $\mathcal{A}$ y en $\mathcal{B}$ de una misma transacción, deberíamos concluir que la operación correspondiente se ha definido de forma inconsistente. Una opción para poder continuar la ejecución consistiría en eliminar $p(a)$ tanto en $\mathcal{A}$ y como en $\mathcal{B}$.

Ejemplo 7.2:

Sea la operación:
$h(X)$: $p(X,Y) \wedge q(Y,Z)$:$i1$;
transacción
$s(Y,Z) \wedge \neg u(Z,H) \wedge \neg r(X,Y,Z) \wedge u(Y,X)$: $\mathcal{A}=\{r(X,Y,Z)\}$; $\mathcal{B}=\{u(Y,X)\}$;
fin.
y el estado actual del SI:

$p(a,b)$, $p(a,c)$,$p(a,a)$, $q(b,f)$,$q(c,g)$, $s(b,f)$,$s(c,g)$, u(b,a) y u(c,a)

Si acontece el hecho $h(a)$, dispara la transacción actual:

$\mathcal{A}=\{r(a,b,f), r(a,c,g)\}$; $\mathcal{B}=\{u(b,a), u(c,a)\}$

Pero si el estado del sistema fuese:$p(a,b)$, $p(a,c)$,$p(a,a)$, $q(g,f)$, $s(b,f)$,$s(c,g)$, entonces, no se dispararía la transacción porque se violaría la restricción de integridad $i1$.

Cuando acontece un hecho concreto, la instanciación de la operación transaccional lleva consigo el disparo de todas las transacciones elementales instanciadas compatiblemente con el hecho acontecido. Así, cuando en el ejemplo anterior la transacción elemental es instanciada por $h(a)$ resulta la transacción elemental parcialmente instanciada siguiente:

$s(Y,Z) \wedge \neg u(Z,H) \wedge \neg r(a,Y,Z) \wedge u(Y,a)$: $\mathcal{A}=\{r(a,Y,Z)\}$; $\mathcal{B}=\{u(Y,a)\}$;

La ejecución de esta transacción elemental requiere consultar el estado del SI y obtener las transacciones elementales totalmente instanciadas siguientes:

$s(b,f) \wedge \neg u(f,H) \wedge \neg r(a,b,f) \wedge u(b,a)$: $\mathcal{A}=\{r(a,b,f)\}$; $\mathcal{B}=\{u(b,a)\}$;
y
$s(c,g) \wedge \neg u(g,H) \wedge \neg r(a,c,g) \wedge u(c,a)$: $\mathcal{A}=\{r(a,c,g)\}$; $\mathcal{B}=\{u(c,a)\}$;
dando como resultado de su composición la transacción ($\mathcal{A}$,$\mathcal{B}$).

Es inmediato comprobar que las operaciones transaccionales que se acaban de proponer no son más que otra forma de expresar las condiciones de alta y baja de las entidades y restricciones de integridad definidas para una especificación MCD de un SI.

Una vez que se ha establecido la sintaxis y la semántica de una operación transaccional, abordaremos el proceso para obtener una especificación transaccional de un SI MCD.

7.3.1 Especificación transaccional de un SI MCD.

Para obtener la especificación transaccional de un SI MCD supondremos un entorno de implantación sin manejadores de base de datos deductivas y una implantación directa optimizada espacialmente. En tal caso, para confeccionar las reglas de derivación, deberemos tener en cuenta las entidades consideradas como no almacenables, ya que estas entidades no podrán aparecer en el conjunto de altas y bajas de las transacciones elementales de las operaciones transaccionales. Así mismo, deberemos transformar las condiciones de derivación dependientes en independientes.

Por otra parte, si en una especificación MCD aplanada temporalmente Ψ de un SI aparece una entidad $p(X)$ con una CFF, entonces, cuando se cumpla la condición final cerrado, podemos dar de baja también a todas las entidades primitivas que la definen, así como a las entidades que definen la condición de final cerrado. De forma simétrica, si aparece en Ψ una entidad con CFA, entonces, cuando se cumpla la condición de final abierto, podemos eliminar todas las entidades primitivas que definen a esa entidad y a la condición de final abierto. Evidentemente, estas decisiones suponen una considerable optimización espacial de la implantación resultante.

El proceso que proponemos para obtener el conjunto de operaciones transaccionales correspondiente a una especificación MCD aplanada temporalmente Ψ de un SI, consiste básicamente en reescribir las condiciones de alta y de baja de las entidades y restricciones de integridad de Ψ de forma que aparezcan agrupadas todas las condiciones de alta y de baja de Ψ en las que figure un mismo hecho. Para facilitar la descripción del proceso introduciremos el concepto de precondición disparada por un hecho.

Definición 7.1. Sean Ψ una especificación MCD aplanada temporalmente de un SI, $\mathbb{L}_\Psi$ el lenguaje lógico modal asociado a Ψ, p un símbolo de predicado en $\mathbb{L}_\Psi$, h(X) un hecho en Ψ y $C\mathcal{A}(p(U))/C\mathcal{B}(p(U)) = c_1 \vee ... \vee c_i \vee ... c_n$ una condición de alta/baja de p(U) correspondiente a Ψ, tal que c_i, $1 \leq i \leq n$, puede ser de una de las formas

$$h(\mathrm{V}) \wedge \mathcal{P}(\phi),$$

o

$$\mathcal{H} \wedge \mathcal{P}(\phi),$$

o

$$(\mathcal{H} - h_1\ (R_1\ ), ..., h_m\ (R_m\ )) \wedge \mathcal{P}(\phi).$$

Se dice que c es una ***precondición disparada*** por h(X) que da de alta/baja p(Z), si existe un cambio de variables θ tal que $p(\mathrm{U})\theta = p(\mathrm{Z})$, $h(\mathrm{V})\theta = h(\mathrm{X})$, $c = \phi\theta$ y, en su caso, el símbolo de predicado h es distinto de los símbolos de predicados h_1 , ..., h_m . ∎

Proceso para obtener el Conjunto de Operaciones Transaccionales:

Sea Ψ una especificación MCD aplanada temporalmente de un SI y $\mathbb{L}_\Psi$ el lenguaje temporal modal asociado con Ψ. Para cada símbolo h de predicado tipo hecho en $\mathbb{L}_\Psi$ y para cada vector X formado por variables en $\mathbb{L}_\Psi$, se construye la operación transaccional $\mathcal{O}(h(\mathrm{X}))$ de la forma siguiente:

1) Cada precondición de integridad en $\mathcal{O}(h(\mathrm{X}))$ está formada por la disyunción de precondiciones disparadas por h(X) que dan de alta una restricción de integridad en Ψ.

2) A partir de las precondiciones disparadas por h(X) que dán de alta o baja entidades de Ψ, se forman las transacciones elementales de tal modo que la precondición c_i disparada por h(X) sea la precondición de una transacción elemental, y las entidades dadas de alta o de baja por c_i constituyan el conjunto de entidades dadas de alta o baja en la transacción elemental.

Ejemplo 7.3: sea la regla de derivación del ejemplo (5.1)

$$\forall \mathrm{C\_producto} \forall t \mathrm{producto}(\mathrm{C\_producto}, t) \Leftarrow \exists t \exists t_1\ alta(C\_producto, t_1\ ) \wedge$$

$$t_1\ \leq t \wedge \neg(\exists t_2\ baja(C\_producto, t_2\ ) \wedge t_1\ < t_2\ \wedge t_2\ \leq t)$$

Especificación Transaccional:

Reglas de derivación:

$\forall$C_producto producto(C_producto) $\Leftarrow$ $w1$(C_producto)$\wedge\neg w3$(C_producto).

Operaciones transaccionales:

alta(C_producto): ;
transacciones
$\neg w1$(C_producto):$\mathcal{A}$={$w1$(C_producto)};$\mathcal{B}$={};
$w3$(C_producto)$\wedge\neg w1$(C_producto):$\mathcal{A}$={}; $\mathcal{B}$={$w3$(C_producto)};
$\neg$producto(C_producto)$\wedge\neg w1$(C_producto):$\mathcal{A}$={producto(C_producto)};
$\mathcal{B}$={};
fin.

baja(C_producto): ;
transacciones
$w1$(C_producto)$\wedge\neg w3$(C_producto):$\mathcal{A}$={$w3$(C_producto)};
$\mathcal{B}$={$w1$(C_producto)};
$w1$(C_producto)$\wedge\neg w3$(C_producto)$\wedge$producto(C_producto):
$\mathcal{A}$={};$\mathcal{B}$={producto(C_producto)};
fin.

La existencia de subcondiciones de alta o de baja de la forma:

$$\mathcal{H}\wedge\mathcal{P}(\phi)$$

obliga a incluir en cada operación transaccional una transacción elemental con precondición ϕ y con el alta o baja de una entidad que no esté ligada con los argumentos que definen al hecho. Esto es, esta transacción elemental actúa con independencia de la instanciación dada al hecho que dispara la operación transaccional. A estas transacciones elementales las llamaremos *transacciones elementales independientes*.

La presencia de transacciones elementales independientes en una especificación transaccional de un SI, anuncia la existencia de entidades cuya presencia sólo dependen del estado anterior con independencia del hecho acontecido.

En el apéndice C aparece la especificación transaccional del sistema de información de alquiler de videos propuesto en la sección (2.4).

Igualmente, la existencia de subcondiciones de alta de la forma $\mathcal{H} \wedge \mathcal{P}(\phi)$ en la condición de alta de una restricción de integridad, induce la presencia de una precondición de integridad en todas las operaciones transaccionales definidas de forma independiente al hecho acontecido. Este tipo de precondiciones definen estados finales que el SI puede alcanzar ya que, si el SI alcanza un estado en el que se cumple la precondición de integridad independiente, entonces cualquier otro hecho que acontezca con posterioridad no será admitido porque violaría una restricción de integridad.

7.3.2 Implantación Histórica.

En la actualidad, parte de los esfuerzos invertidos en el desarrollo de los SIs están dirigidos hacia el estudio de la evolución de estos sistemas en el tiempo. Entre otras alternativas, este problema se puede abordar desde un enfoque muy próximo a la MCD, y más concretamente en el entorno de los SIs con información histórica, siendo necesario entonces el uso de bases de datos históricas (HDB) o de base de datos deductivas históricas (HDDB). En tal caso, al utilizar HDB ó HDDB, el problema queda reducido a determinar cuando una información deja de ser necesaria en presente y puede ser volcada en la historia del SI.

Una forma de resolver este último problema consiste en adoptar una representación temporal tipo intervalo, tal y como se concibe en el cálculo de eventos [KOW78], pues si asumimos la presencia de un intervalo de instantes como parte de los argumentos de cada entidad, resulta inmediato obtener una implantación histórica a partir de las operaciones transaccionales propuestas en (7.2).

En efecto, si para cada instante t_a marcamos con el intervalo abierto $[t_a, -]$ las entidades que se den de alta en ese instante, resultará que toda entidad cuyo argumento sea un intervalo abierto será una entidad presente en el estado del SI. Cuando una entidad existente con el intervalo abierto $[t_a, -]$ se dé de baja en el instante actual t_b , $t_a < t_b$, se cambiará el intervalo abierto por el intervalo cerrado $[t_a, t_b]$. Entonces, las entidades con intervalo temporal cerrado serán las candidatas a pasar a la historia del sistema en cada instante t_b .

La implantación histórica es una opción más que nos ofrecen la especificaciones MCD aplanadas temporalmente.

7.4 Validación de una especificación MCD de SI.

En la actualidad, el modelado conceptual deductivo de un SI se obtiene a partir de la especificación del análisis de requerimientos, en concreto, desde el diagrama de flujo de datos, siendo necesario que el usuario esté familiarizado con la lógica de primer orden para poder validar la MCD que se realice del SI.

Este inconveniente, citado en [KUN83], podría salvarse si fuese posible representar cualquier especificación MCD de un SI mediante un diagrama de flujo de datos comprensible por el usuario, ya que ese diagrama se podría confrontar con el diagrama de flujo confeccionado en el análisis de los requerimientos del SI. Obviamente, ambas representaciones gráficas no tendrían por que coincidir, pero conceptualmente deberían ser similares.

Esta posibilidad resulta imposible llevarla a cabo desde una especificación MCD de un SI, salvo que ésta esté aplanada temporalmente. Como se verá a continuación, cuando una especificación MCD está aplanada temporalmente, resulta inmediato obtener un diagrama de flujo de datos que la represente.

Proceso para obtener un Diagrama de Flujo a partir de una especificación MCD aplanada temporalmente.

Para obtener el diagrama de flujo nos apoyaremos en la especificación transaccional obtenida en la sección (7.2). El diagrama de flujo tiene los componentes siguientes:

Entidades externas, que representan las fuentes de los hechos,

Flujos de salida de las entidades externas, que se corresponden con la información que define los hechos,

Procesos. Cada proceso representa una entidad del SI y es definido mediante el conjunto de cláusulas que definen la entidad.

Flujos de entrada a un proceso. Distinguimos entre:

a) aquellos que proceden de la base de datos, que se corresponden con las entidades que aparecen en pasado en las cláusulas que definen la entidad asociada al proceso, y

b) aquellos que proceden de otros procesos, que se corresponden con las entidades que aparecen en presente en el cuerpo de las cláusulas que definen la entidad asociada al proceso.

Flujo de salida de un proceso. Se corresponde con la información que representa la entidad asociada con el proceso. Cuando la entidad aparece bajo el pasado en alguna de lascláusulas que definen el proceso, el flujo tiene también como destino la base de datos.

Proceso de integridad. Existe un proceso de integridad para cada flujo que sale de las entidades externas. El proceso de integridad recoge todas las condiciones de integridad que pueden violar el flujo de entrada a un proceso. El proceso de integridad es definido por las precondiciones de integridad que aparecen en la operación transaccional disparada por el hecho asociado con la información del flujo de entrada al proceso de integridad.

Flujo de entrada a los procesos de integridad. Son por un lado, los flujos de información que representan, esto es, los hechos que salen de las entidades externas y, por otro lado, los flujos que proceden de la base de datos.

Flujo de salida de los procesos de integridad. Es el flujo de la información asociada con el hecho de entrada al proceso de integridad que no viole las restricciones de integridad.

Flujos de entrada y salida a ficheros. Representan la información correspondiente a aquellas entidades que aparecen en pasado en el cuerpo de alguna de las cláusula que definen los procesos.

Ejemplo 7.4.

En la figura (7.1) aparece el diagrama de flujo de datos correspondiente al ejemplo (2.1) donde se especificaba un SI de alquiler de videos.

Evidentemente, disponer de la conducta temporal de las entidades y del diagrama de flujo de datos obtenido a partir de una especificación aplanada temporalmente, constituye una información comprensible y valiosa para que el usuario pueda validar con mejor precisión y exhaustividad el SI especificado y, por consiguiente, la implantación directa que se obtiene mediante el proceso propuesto en este trabajo.

Este paso nos dá razones para reafirmarnos en el uso del análisis de requerimientos desde la óptica axiomática y, en particular, desde las condiciones de existencia de las entidades y las propiedades que deben ser satisfechas por todo SI.

Obviamente, esta forma de realizar el ánalisis de requerimientos lleva consigo la existencia de dos especificaciones:

· una muy formalizada, cercana al analista, y

· otra menos formal, mediante diagramas de flujo de datos, que es más comprensible por el usuario.

Esta posibilidad permite disfrutar tanto de las ventajas de las especificaciones formales, como de las ventajas de la especificación mendiante diagramas de flujos de datos. Otro argumento a favor de esta forma de llevar a cabo el análisis de requerimientos es que puede ser considerado como una vía para comprobar análisis de requerimientos ya realizados.

En sentido opuesto, la especificación formal de SIs mediante sus propiedades (axiomas) no es una tarea inmediata, y requiere tener que expresar todo el conocimiento de las propiedades del SI de forma precisa y completa. No obstante, disponer de técnicas que faciliten la validación permite llegar obtener una mejor y más precisa especificación del sistema modelado.

7.5 Proceso para obtener una especificación transaccional a partir de una especificación MCD de un SI.

Sean S un SI y Ψ una especificación MCD de S que cumple las hipótesis inicialmente adoptadas en este trabajo (sección 1.3) y que estña expresada en términos de una lógica de primer orden. Entonces, el proceso para obtener una especificación transaccional de S a partir de Ψ es el siguiente:

1) Se transforma la especificación Ψ en otra Ψ' aplanada temporalmente:

1.1) Si en Ψ aparecen cláusulas generales, entonces se transforman en cláusulas aplanables elementales.

1.2) Se aplica el proceso de aplanamiento temporal para cláusulas aplanables elementales.

1.4) Se obtiene la conducta temporal de cada entidad y restricción de integridad.

1.5) Se Detectan y se elimina las entidades definidas de forma equivalente.

2) A partir de Ψ' se obtiene la condición de alta y de baja para cada entidad, así como la condición de alta para cada restricción de integridad.

3) En función del tipo de optimización seleccionado, se decide qué entidades son derivadas o no,y se obtiene el conjunto de reglas de derivación que definen a las entidades derivadas.

4) Se obtiene el conjunto de operaciones transaccionales en función de las condiciones de alta y baja, de la conducta temporal y de las entidades que son, o no, derivadas.

Como resultado de aplicar este proceso, se obtiene un conjunto de reglas de derivación y un conjunto de operaciones transaccionales.

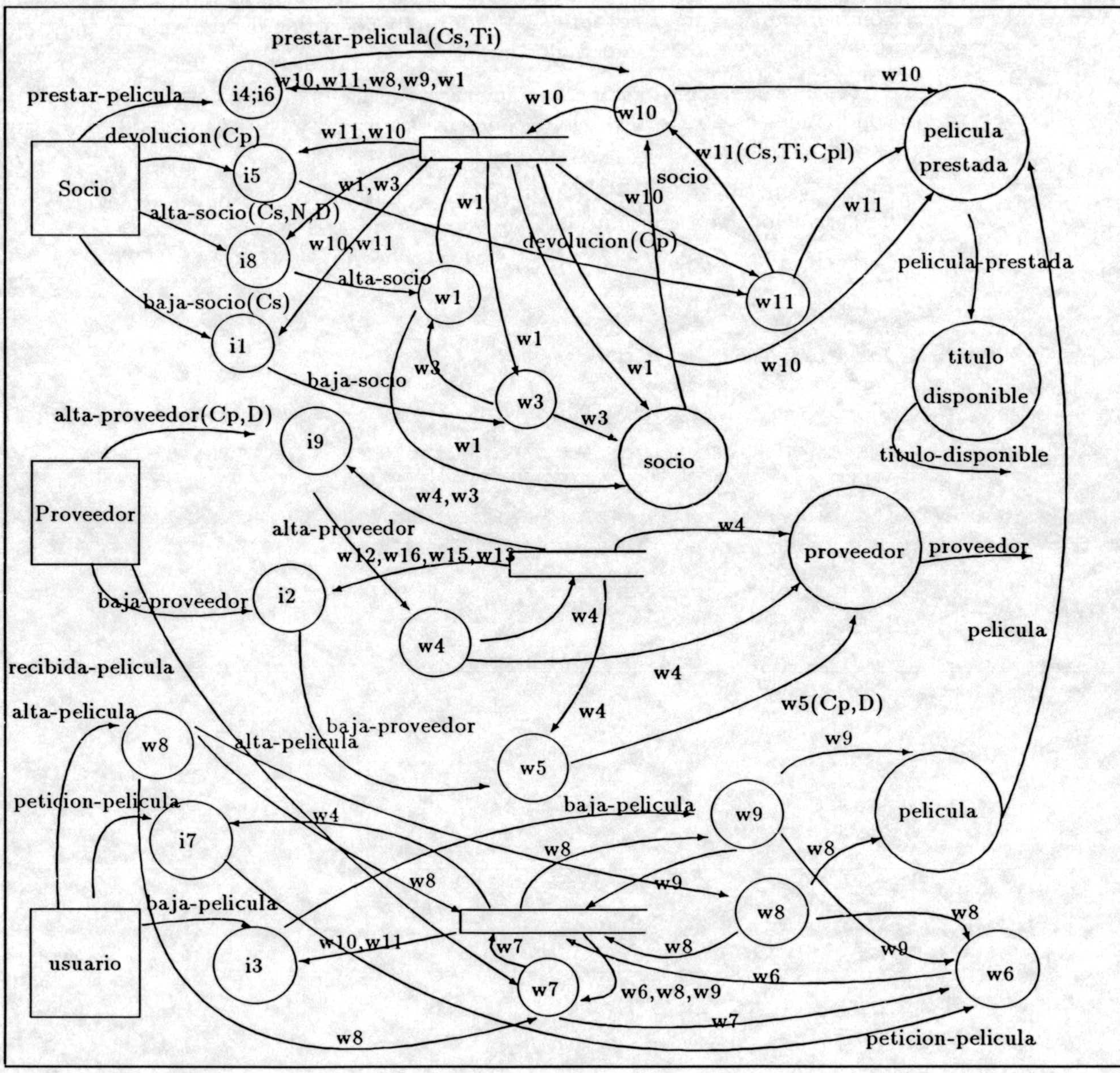
prestar-pelicula(Cs,Ti)
prestar-pelicula
i4;i6
w10,w11,w8,w9,w1
w10
w10
pelicula
prestada
devolucion(Cp)
w11,w10
i5
Socio
w1,w3
w11(Cs,Ti,Cpl)
socio
w1
w10
w11
alta-socio(Cs,N,D)
i8
w10,w11
devolucion(Cp)
alta-socio
w1
w11
pelicula-prestada
baja-socio(Cs)
i1
w1
w1
w10
titulo
disponible
w3
baja-socio
w3
w3
alta-proveedor(Cp,D)
i9
w1
socio
titulo-disponible
w4,w3
Proveedor
alta-proveedor
w4
w12,w16,w15,w13
proveedor
proveedor
baja-proveedor
i2
w4
w4
pelicula
recibida-pelicula
w4
alta-pelicula
w8
w4
w5(Cp,D)
baja-proveedor
alta-pelicula
w9
w5
peticion-pelicula
w4
baja-pelicula
w9
pelicula
i7
w8
w8
w8
w9
w8
baja-pelicula
w8
usuario
i3
w10,w11
w7
w8
w9
w6
w6
w7
w6,w8,w9
w8
w7
peticion-pelicula

Figura 7.1

Capítulo 8

Conclusiones y Trabajos Futuros

8.1 Conclusiones.

A diferencia de otras soluciones, como la dada en [SAN94], nuestra propuesta permite completar automáticamente la fase de diseño, así como validar la especificación MCD realizada para el SI. En el apéndice (B) se ha aplicado nuestra solución al ejemplo propuesto en [SAN94], apreciándose las diferencias que haycon respecto a la solución que allí se propone.

El núcleo de este trabajo se centra en la transformación de cualquier especificación MCD Ψ de un SI en otra Ψ' equivalente aplanada temporalmente. La especificación aplanada temporalmente Ψ' nos permite interpretar el SI modelado bajo un comportamiento temporal puntual o bajo un comportamiento temporal dinámico, indistintamente. Así, cuando apliquemos un razonamiento hacia atrás sobre las fórmulas aplanadas, obtendremos toda la información que se deduce desde la fórmula originales. Y un razonamiento hacia adelante nos proporcionará en cada instante toda la información en función de la información existente en el instante anterior y en el instante actual, confiriéndole un comportamiento propio de una especificación temporal dinámica.

Además, y entre otras, la especificación MCD aplanada temporalmente de un SI nos aporta como ventajas más significativas las siguientes:

1. Proporciona una especificación consistente con el modelado temporal dinámico, sin perder el carácter puntual propio de la especificación deductiva.

2. Permite obtener la conducta temporal de las entidades que se hayan definido en la especificación deductiva.

3. Permite representar, de forma inmediata, la especificación aplanada en términos de una lógica temporal modal.

4. Se puede obtener un diagrama de flujo, que junto con la propiedad (2), permite validar la especificación de forma exhaustiva.

5. Permite obtener de forma automática una implantación transaccional pudiendo aplicar aquellos criterios de optimización temporal o espacial que se elijan. Como consecuencia, podemos adecuar la implantación transaccional que se obtenga al entorno disponible.

6. Es inmediato detectar entidades que sean equivalentes en la especificación. Esto permite simplificar y optimizar la implantación transaccional.

7. Permite optar por una implantación histórica basada en los intervalos de existencia de las entidades, como vía alternativa de implantación histórica eficiente.

8. Admite una extensión del estudio realizado sobre el comportamiento de SI MCD en el caso que se permita el acontecimiento de eventos simultáneos. Esto permitiría aplicar la MCD a sistemas más generales.

9. Permite abordar el razonamiento temporal desde la perspectiva de la programación lógica.

10. Se ha probado que la MCD aporta toda la información necesaria para adoptar de forma automática las decisiones de diseño que determinen un esquema conceptual, y la estructura de los datos según el criterio de optimización seleccionado, así como para obtener una especificación transaccional que permita una implantación automática.

Junto a estas propiedades habría que añadir las propiedades inherentes a la MCD, como por ejemplo la facilidad para introducir cambios en los requerimientos del SI conforme éste evolucione en el tiempo, con la consecuente simplificación del mantenimiento.

No obstante, y bajo nuestro punto de vista, consideramos que la aportación más destacable en este trabajo es la de establecer un método para realizar automáticamente la fase de diseño a partir de los requerimientos, y, en particular, aportar una forma de deducir automáticamente el 'COMO' desde el 'QUE', dando de esta forma una solución al paradigma de las especificaciones ejecutables.

8.2 Trabajos futuros.

En un futuro inmediato nos centraremos en:

1) Diseñar un lenguaje de especificación para SIs MCD que recoja todos los requisitos expuestos en este trabajo y permita su extensión a sistemas más generales.

2) Implementar una herramienta que, tomando como entrada una especificación MCD de un SI expresada en el lenguaje anterior, genere la correspondiente especificación transaccional. Para ello nos basaremos en la resolución lógica parcial, de forma similar a como se aplica en [SAN94].

3) Conectar el diagrama de flujo obtenido a partir de una especificación aplanada temporalmente con la metodología ADISSA. De esta forma se completaría la implantación automática con la normalización del esquema de la bases de datos obtenido a partir del diseño automático propuesto.

4) Aplicar el proceso propuesto en el ámbito de las bases de datos deductivas y bases de datos deductivas temporales.

Además, a medio plazo extenderemos este trabajo en tres direcciones.

· Abordaremos el desarrollo de técnicas de análisis de requerimientos dirigidas por preguntas cercanas al lenguaje natural. Esto nos proporcionaría las condiciones de existencia de las entidades del SI, y, por consiguiente, permitiría generar directamente la MCD.

· Extenderemos la MCD a SIs más generales, tales como los SIs con eventos simultáneos.

· Estudiaremos los SIs definidos de forma imprecisa por desconocimiento parcial de sus requerimientos concretos. Una forma de abordar la detección de información imprecisa y el razonamiento sobre ella, sería extender el marco de la lógica de primer orden al marco del razonamiento abductivo para la MCD. Esto permitiría razonar bajo suposiciones sobre información indefinida.

Bibliografía

[APT88] **Apt,K.R.;Blair,H.A.;Walker,A.** "*Towards a Theory of Decalarative Knowledge*", In [MIN88], 1988.

[BAB91] **Babin,G.;Lustman,F.;Shoval,P.**"*Specification and Desing of Transaction Information Systems: A Formal Aproach*". IEEE transactions on Software Engineering, vol.17, no.8, august, pp.814-829, 1991.

[BAL81] **Balzer,R.M.**"*Transformational Implementation: An Example*" IEEE Transactional Software Engineering, vol.SE-7, no.1 pp3-14, 1981.

[BAL82] **Balzer,R.;Goldman,N.M.;Wile,D.S.**"*Operational Specification as the Basic for Rapid Protopyping*", ACM SIGSOFT, Software Engineering Notes, vol.7 n.5, dec, 1982, pp.3-16.

[BAL83] **Balzer,R.;Cheatham,T.E.;Green,C.**"*Software Technology in the 1990s: A new Paradigm*"; Computer, Vol.16, num 11, nov, 1983.

[BAL85] **Balzer,K.** "*A 15 year Perspective on Automatic Programming*", IEEE Trans. on Software Engineering vol.SE.II, n.2, nov., 1985.

[BRO82] **Brodie,M.;Silva,E.** "*Active and Pasive Componente Modelling: ACM/PCM*", en [OLL82], 1982, pp.41-92.

[BRO84] **Brodie,M.L.;Mylopoulos, D.;Scmidt,J.W.** "*On Conceptual Modeliing Perspectives from Artificial Inteligence, Data Base, and Programming Languages*", Springer-Verlag, 1984.

[BUB76] **Bubenko,J.A.jr.** "*The Temporal Dimension in Information Modelling*", IBM Research Report, RC687, Yorktown Heigths, n.4 aug, 1976.

[BUB77] **Bubenko,J.A.jr.** "*Inferential Abstract Modeling*", IBM T.J. Watson Research Center, Yorktown Heights, n.4 10598, RC6343, jan, 1977.

[BUB80] **Bubenko,J.A.jr.** "*Information Modeling in the Context of System Development*", IFIP Congress'80, Tokyo y Melbourne, 1980.

[CHO95] **Chomichi,J.;Toman,D.** "*Implementing Temporal Integrity Constrains using a Acive DBMS*", IEEE Transactions on Knowledge and Data Engineering, vol.7, n.4, Augost, 1995, pp.566-581.

[CHU91] **Chung,L.;Katalagarianos,P.;Marakakis, M.;Mertikas,M.; Mylopoulos,J.; Vassiliou,Y.**"*From information system requirements to design: A mapping framework*". Information Systems, vol.16,no.4, pp.429-461, 1991.

[EMD76] **Emden,M.H.;Kowalski,R.A.** "*The Semantics of predicate Logic as a Programming Language*", Journal ACM, n.23, p.733-742, 1976.

[FAL92] **Falkenberg,E.D.;Rolland,C.;El-Sayed,E.E.** (eds.) "*Information System Concepts: Improving the Understanding*", North-Holland, 1992.

[FIA85] **Fiadeiro,J.;Sernadas,A.** "*Specification and Verification of database dynamics*". University of Lisbon, 1985.

[FRE85] **Frenkel,K.A.** "*Toward automating the software development cycle*", Communication of the ACM, vol.28, no.6, pp.578-589, june, 1985.

[GER89] **Gerald,B.;Williams;Chunka,M.;Vairam A.;Bruce,R.J.** "*Software Design Issues: A very Large Information Systems Perspectives*", Proc. Fifth Int. Workshop on Software Specification and Design, Pistburgth, Pensylvania, USA, may, 1989.

[GRI82] **Van Griethuysen,J.J.(ed.)** "*Concepts and terminology for the conceptual schema and the information base*". ISO/TC9/SC5/WG3, March 1982.

[GUS82] **Gustafsson,M.R.;Karlson,T.;Bubenko,J.A.jr.** "*A Declarative Approach to Conceptual Information Modeling*", en [OLL82], 1982. pp.93-142.

[HAM91] **Hammersley,P.** "*Information Systems Design Methodologies book Reviews*", The Computer Journal, vol 34, n.2, 1991, pp.182-185.

[HOR93] **Hofstede,A.H.M.;Proper,H.A.;Van DerWeide,T.H.** "*Formal Definition of a Conceptual Language for the Description and manipulation of Information Models*", Information Systems vol.18, n.7, pp.489-523, 1993.

[JAF83] **Jaffar,J.;Lassez,J.L.;Lloyd,J.** "*Completeness of the Negation as Failure Rule*", Int'l Joint Conf. on Artificial Intelligence, p.500-506, 1983.

[JAR92] **Jarke,M.;Mylopoulos,J.W.;Schmidt,J.W.; Vassiliou,Y.** "*DAIDA: An Environment for Evolving Information Systems*", ACM Transaction on Information Systems, vol.10, no.1, january 1992, pp.1-50.

[KOR95] **Kornatzky,Y.;Shoval,P.**"*Conceptual design of object-oriented database schemas using the binary-relatonship model*". Data & Knowledge Engineering, vol.14, no.3, pp.265-288, 1995.

[KOW79] **Kowalski,R.A.** "*Logic for Problem Solving*", North-Holland, New York, 1979.

[KOW86] **Kowalski,R.; Sergot,M.**"*A Logic-Based Calculus of events*", New Generation Computing, Vol 4, No.1 pp 67-95, 1986, in [SCH89], pp 23-51, 1989.

[KUN83] **Kung,C.H.** "*An Analysis of Three Conceptual Models with Time Perspective*", in [OLL83], 1983, pp.141-167.

[LAN66] **Langefors,B.** "*Theoretical Analysis of Information Systems*", Studentlitteratur, Lund Sweden, 1966.

[LEV83] **Leveson,N.G.;Wasserman,A.I.;Berry,D.M.**"*BASIC: A behavioral approach to the specification of information systems*".Information Systems, vol.8, no.1, pp.15-23, 1983.

[LIN90] **Lindgreen,P.(ed.)** "*A Framework of Information Systems Concepts*", Interin report from the IFIP WG8.1 Task Group FRISCO, 1990.

[LUN82] **Lundeberg,B.** "*An Axiomatisation on events*", BIT,3,1982.

[LLO84] **Lloyd,J.W.; Topor,R.W.**"*Making Prolog more expressive*", Journal of Logic Programming, 1(3), 225-40, 1984.

[LLO87] **Lloyd,J.W.** "*Foundations of logic programming*", Springer-Verlag, 2nd, 1987.

[LLO91] **Lloyd,J.W.;Shepherdson,J.C.**"*Partial evaluation in logic programming*", Journal Logic Programming, 1991, n.11,pp.217-242.

[LLO93] **Lloyd,J.W.** "*Foundations of Logic Programming*", Springer-Verlag,1993.

[MCA69] **McCarthy,J.;Hayes,P.J.** "*Some Philosophical Problems from the stand point of Artificial Intelligence*", en [MEL69], pp.463-502, 1969.

[MIN88] **Minker,J.(ed.)** "*Foundations of Deductive Databases and Logic Programming*", Morgan Kaufmann Publishers, Inc, 1988.

[MYL80] **Mylopoulos,J.;Bernstein,P.A.;Wong,H.K.T.** "*A language facility for designing database-intesive applications*". ACM Transaction on Database Systems, vol.5, no.2, june, pp.185-207, 1980.

[MYL90] **Mylopoulos,J.;Borgida,A.;Jarke,M.;Koubarakis,M.** "*Telos:Representing knowledge about information systems*". ACM Trasaction on Information Systems vol.8, no.4, october, pp.325-362,1990.

[MYL84] **Mylopoulos,J.;Levesque,M.J.** *"An overview of Knowkdge Representation"*, en [BRO84], 1984.

[NIJ89] **Nijssen,G.M.;Halpin,T.A.** *"Conceptual Schema and Relational Database Design. A fact oriented approach"*. Prentice Hall, 1989.

[OLI82] **Olivé,A** *"DADES: A Methodology for Specofication and Design of Information Systems"*, en [OLL82] pp.285-334, 1982.

[OLI83] **Olivé,A.** *"Analysis of Conceptual and Logic Medels in Information Systems Design Methodologies"*, en [OLL83], 1983, pp.63-85.

[OLI89] **Olivé,A.** *"On the Desing and Implementation of Information Systems from Deductive Conceptual Models"*, Proc.of the 15th VLDB Amsterdam, 1989, pp.3-11.

[OLL82] **Olle,T.W.;Sol,H.G.; Werrijn-Stuart A.A.(Eds.)** *"Information systems design methodologies: A comparative review"*, North-Holland, 1982.

[OLL83] **Olle,T.W.; Sol, H.G.; Tully C.J. (Eds).** *"Information systems design methodologies: A feature Analysis"*, North-Holland, 1983.

[OLL88] **Olle,T.W.;Verrijin-Stuart,A.A.;Bhabuta,I.** *"Computerized Assistance during the information Systems life cycle"*, North-Holland, 1988.

[QUE91] **Quer,C.;Sistac,J.** *"ODISSEA: a languge for deductive Information Systems"*, Proc. 2nd Int. Workshop on the Deductive Approach to IS and DB. Aiguablava (Girona), 1991, pp.22-49.

[ROL82] **Roland,C.;Richard,C.** *"The REMORA methodology for information systems design and management"*, en [OLL82], pp.369-426, 1982.

[ROL88] **Roland,C.;Foucaut,O.;Benci,G.** *"Conception des systemes d'information la methode REMORA"*,EYROLLES, 1988.

[SAN94] **Sancho M.R.**" *Disseny de Transaccions a partir de Models Conceptuals Deductius*". Tesis Doctoral de Unv. Poltec. Cataluña, 1994.

[SCH89] **Schmidt,J.W.; Thanos,C.(eds.)** "*Topics in Information Systems: Foundations of Knowledge Base Management*", Springer-Verlag, 1989.

[SER80] **Sernadas,A.** "*Temporal Aspects of logical Procedure Modelling*", en Architecture and Models in DBMSm G,M,Nijssen(ed.), North-Holland, Amsterdam, 1977.

[SER85] **Sernadas,A.;Bubenko,J.jr.;Olivé,A.** "*Information Systems: Theoretical and Formal Aspects*", North-Holland, 1985.

[SER88] **Sernadas,C.;Fiadeiro,J.;Sernadas,A.** "*Object_Oriented Conceptual Modelling from Law*". The rol of Artificial Intelligence in Databases and Information Systems, Kung C.H. and Meersman, R.(eds.) North-Holland, 1988.

[SER89] **Sernadas,C.;Fiadeiro,J.;Sernadas,C.;Erich,H.D.** "*The basic building blocs of Information Systems*". Information System Concept: An indepth analysis, Falkenberg,E.D. and Lindgreen,P. (eds.). North-Holland 1989.

[SHO88] **Shoval,P.** "*ADISSA: Architectural Design of Information Systems based on Structured Analysis*". Information Systems, vol.13, no.2, pp.193-210, 1988.

[SHO90A] **Shoval,P.** "*Sub-system design*". COMPEURO'90, Proc.of the 1990 IEEE International Conference on Computer Systems and Software Engineering, pp.546-547, 1990.

[SHO90B] **Shoval,P.**"*Functional design of a menu-tree interface within structured system development*". International Journal of Man-Machines Studies, vol.33,iss.5, pp.537-556, 1990.

[SHO91] **Shoval,P.** "*An integrated methodology for functional analysis, process design and database design*". Information Systems, vol.16, no.1, pp.49-64, 1991.

[SHO95] **Shoval,P.**"*Experimental comparison between automatic and manual menu interface design methods*". Interacting whit Computers, vol.7, no.1, pp.73-89, 1995.

[SHO96] **Shoval,P.;Feldman,O.**"*Combinig function points software estimation model with ADISSA methodology for systems analysis and design*". Procc. of the Seventh Israeli Conference on Computer Systems and Software Engineering, pp.3-8, 1996.

[SIS87] **Sistac,J.** "*Construccio automtica de prototipus de sistemes D'informació a partir de models conceptuals deductius, descrits ambs el i.lenguatge 'DADES*", Tesis Doctoral de Unv. Poltec. Cataluña, 1987.

[TEI69] **Teichoew,D.** "*Methodology for the design of information processing systems*", Proc. of 4th Australian Computer Conference. Adelaide 1969, pp.629-634.

[VER82] **Verheijen,G.M.A.;Van Bekkum,J.**"*NIAM: An Information Analysis Method*". en [OLL82], pp.532-589], 1982.

[VIL91] **Villena, S.; Clares, B.** *"Transformacion de especificaciones lógicas de sistemas de información a unas pseudo-operacionales"*, ProDe'91, 2 a 4 Octubre Torremolinos (Málaga), 1991.

[VIL92] **Villena,S.;Clares,B.** "*Specification of Information Systems by State Machine Deduced from Deductive Conceptual Models*", Third International Workshop on the Deductive Approach to Information Systems and Databases, Rose-Costa Brava (Catalonia), 28-30 September, pp 49-80, 1992.

[WEI86] **Weigand,H.** "*Conceptual Models in PROLOG*", en [STE86], pp 54-67, 1986.

[YOU58] **Young,J.W.;Kent,H.K.** "*Abstract Formulation of Data Processing Problems*", Journal of Industrial Engineering, nov-dec, 1958.

Apéndice A

Programa en PROLOG correspondiente a la especificación MCD del SI de alquiler de videos propuesto en (2.4) junto con los hechos acontecidos correspondiente a una vida, que ha sido tomada como ejemplo para analizar la semántica asociada con la MCD.

predicates

```
/* Predicados tipo hecho */

prestar_pelicula(integer,symbol,integer).
devolucion(integer,integer).
alta_socio(integer,symbol,symbol,integer).
baja_socio(integer,integer).
alta_pelicula(integer, symbol, integer).
baja_pelicula(integer,integer).
peticion_pelicula(symbol,integer,integer).
recibida_pelicula(symbol, integer,integer).
alta_proveedor(integer,symbol,integer).
baja_proveedor(integer,integer).

/* Predicados tipo entidad (derivados) */

socio(integer,symbol, symbol,integer).
proveedor(integer,symbol,integer).
pelicula(integer,symbol,integer).
pelicula_prestada(integer,integer,integer).
titulo_disponible(integer,integer,integer).

/* Predicados tipo restricción de integridad */

i1(integer).
i2(integer).
```

```
i3(integer).
i4(integer).
i5(integer).
i6(integer).
i7(integer).
i8(integer).
i9(integer).

/* predicados introducidos en el proceso de normalización de LLoyd */

socio_1(integer,integer,integer).
proveedor_1(integer,integer,integer).
pelicula_1(integer,integer,integer).

clauses

/* Reglas de derivación */
socio(Cs,N,D,T):-alta_socio(Cs,N,D,T1),T1<=T,
not(socio_1(Cs,T1,T)).
socio_1(Cs,T1,T):-baja_socio(Cs,T),T1<T.
proveedor(Cp,D,T):-alta_proveedor(Cp,D,T1),T1<=T,
not(proveedor_1(Cp,T1,T)).
proveedor_1(Cp,T1,T):-baja_proveedor(Cp,T),T1<T.
pelicula(Cpl,Ti,T):-peticion_pelicula(Ti,Cp,T1),
T1<=T,recibida_pelicula(Ti,Cp,T2),T2>T1,T2<T,
alta_pelicula(Cpl,Ti,T3),T2<T3,T3<=T,
not(pelicula_1(Cpl,T3,T)).
pelicula_1(Cpl,T3,T):-baja_pelicula(Cpl,T),T3<T.
pelicula_prestada(Cpl,Cs,T):-prestar_pelicula(Cs,Ti,T1),T1<=T,
T2=T-1,T2>0,titulo_disponible(Ti,Cpl,T2).
pelicula_prestada(Cpl,Cs,T):- pelicula_prestada(Cpl,Cs,T1),
T1<T, not(devolucion(Cpl,T)).
titulo_disponible(Ti,Cpl,T):-pelicula(Cpl,Ti,T),
not(pelicula_prestada(Cpl,Cs,T)).

/* Restricciones de Integridad */
i1(T):-baja_socio(Cs,T),pelicula_prestada(Cpl,Cs,T).
i2(T):-baja_proveedor(Cp,T),peticion_pelicula(Ti,Cp,T1),
T1<T, not(recibida_pelicula(Ti,Cp,T2)),T1<T2,T2<=T.

i3(T):-baja_pelicula(Cpl,T),pelicula_prestada(Cpl,Cs,T).
i4(T):-prestar_pelicula(Cs,Ti,T),pelicula(Cpl,Ti,T),T2=T-1,
pelicula_prestada(Cpl,Cs,T2).
i5(T):-devolucion(Cpl,T),T2=T-1,not(pelicula_prestada(Cpl,Cs,T2)).
```

```
i6(T):-prestar_pelicula(Cs,Ti,T),not(socio(Cs,N,D,T)).
i7(T):-peticion_pelicula(Ti,Cp,T), not(proveedor(Cp,D,T)).
i8(T):-alta_socio(Cs,N,D,T),proveedor(Cp,D,T).
i9(T):-alta_proveedor(Cp,D,T),proveedor(Cp,D,T).

/* Hechos acontecidos */

alta_proveedor(1,pepe,1,.
alta_proveedor(2.luis,2).
peticion_pelicula(p1,1,3).
peticion_pelicula(p2,1,4).
peticion_pelicula(p3,2,5).
peticion_pelicula(p4,2,6).
peticion_pelicula(p3,2,7).
peticion_pelicula(p4,1,8).
alta_pelicula(1,p4,9).
alta_pelicula(2,p3,14).
alta_socio(1,carmen,casa1,10).
alta_socio(2,antonio,casa26,11).
alta_socio(3,salva,casa2,12).
prestar_pelicula(1,p4,13).
prestar_pelicula(2,p3,15).
baja_socio(2,16).
```

Apéndice B

Semántica asociada con la MCD del sistema de alquiler de videos aplanada temporalmente con respecto la secuencia de hechos introducidos en la sección (2.4).

Instante 1:
alta_proveedor(1,pepe,1),

D(1)= proveedor(1.pepe,1), w4(1,pepe,1)

Instante 2:
alta_proveedor(2,luis,2),

D(2)= proveedor(1,pepe,2), proveedor(2,luis,2), w4(1,pepe,2), w4(2,luis,2)

Instante 3:
peticion_pelicula(p1,1,3)

D(3)= proveedor(1,pepe,3), proveedor(2,luis,3), w4(1,pepe,3), w4(2,luis,3),
w6(p1,1,3),
w12(p1,1,3), w14(p1,1,3).

Instante 4:
peticion_pelicula(p2,1,4)

D(4)= proveedor(1,pepe,4), proveedor(2,luis,4), w4(1,pepe,4), w4(2,luis,4),
w6(p1,1,4), w6(p2,1,4)
w12(p1,1,4), w14(p1,1,4),
w12(p2,1,4), w14(p2,1,4).

Instante 5:
peticion_pelicula(p3,2,5),

D(5)= proveedor(1,pepe,5), proveedor(2,luis,5), w4(1,pepe,5), w4(2,luis,5),

w6(p1,1,5), w6(p2,1,5), w6(p3,2,5)
w12(p1,1,5), w14(p1,1,5), w12(p2,1,5), w14(p2,1,5), w12(p3,2,5), w14(p3,2,5).

Instante 6:
peticion_pelicula(p4,2,6),

D(6)= proveedor(1,pepe,6), proveedor(2,luis,6), w4(1,pepe,6), w4(2,luis,6),
w6(p1,1,6), w6(p2,1,6), w6(p3,2,6), w6(p4,2,6),
w12(p1,1,6), w14(p1,1,6), w12(p2,1,6), w14(p2,1,6), w12(p3,2,6), w14(p3,2,6),
w12(p4,2,6), w14(p4,2,6).

Instante 7:
recibida_pelicula(p3,2,7),

D(7)= proveedor(1,pepe,7), proveedor(2,luis,7), w4(1,pepe,7), w4(2,luis,7),
w6(p1,1,7), w6(p2,1,7), w6(p4,2,7), w7(p3,2,7),
w12(p1,1,7), w14(p1,1,7), w12(p2,1,7), w14(p2,1,7), w12(p3,2,7), w15(p3,2,7),
w12(p4,2,7), w14(p4,2,7).

Instante 8:
recibida_pelicula(p4,1,8),

D(8)= proveedor(1,pepe,8), proveedor(2,luis,8), w4(1,pepe,8), w4(2,luis,8),
w6(p1,1,8), w6(p2,1,8), w7(p4,2,8), w7(p3,2,8),
w12(p1,1,8), w14(p1,1,8), w12(p2,1,8), w14(p2,1,8), w12(p3,2,8), w15(p3,2,8),
w12(p4,2,8), w15(p4,2,8).

Instante 9:
alta_pelicula(1,p4,9)

D(9)=proveedor(1,pepe,9), proveedor(2,luis,9),
w4(1,pepe,9), w4(2,luis,9),
w6(p1,1,9), w6(p2,1,9), w8(p4,2,1,9), w7(p3,2,9),
pelicula(1,p4,9),titulo_disponible(p4,1,9),
w12(p1,1,9), w14(p1,1,9), w12(p2,1,9), w14(p2,1,9), w12(p3,2,9), w15(p3,2,9),
w12(p4,2,9), w15(p4,2,9).

Instante 10:
alta_socio(1,carmen,casa1,10)

D(10)=proveedor(1,pepe,10), proveedor(2,luis,10),
w4(1,pepe,10), w4(2,luis,10),
w6(p1,1,10), w6(p2,1,10), w8(p4,2,1,10), w7(p3,2,10),
pelicula(1,p4,10), titulo_disponible(p4,1,10),
socio(1,carmen,casa1,10), w1(1,carmen,casa1,10),
w12(p1,1,10), w14(p1,1,10), w12(p2,1,10), w14(p2,1,10), w12(p3,2,10), w15(p3,2,10),
w12(p4,2,10), w15(p4,2,10).

Instante 11:
alta_socio(2,antonio,casa26,11),

D(11)=proveedor(1,pepe,11), proveedor(2,luis,11),
w4(1,pepe,11), w4(2,luis,11),
w6(p1,1,11), w6(p2,1,11), w8(p4,2,1,11), w7(p3,2,11),
pelicula(1,p4,11),titulo_disponible(p4,1,11),
socio(1,carmen,casa1,11), w1(1,carmen,casa1,11),
socio(2,antonio,casa26,11), w1(2,antonio,casa26,11),
w12(p1,1,11), w14(p1,1,11), w12(p2,1,11), w14(p2,1,11), w12(p3,2,11), w15(p3,2,11),
w12(p4,2,11), w15(p4,2,11).

Instante 12:
alta_socio(3,salva,casa2,12),

D(12)=proveedor(1,pepe,12), proveedor(2,luis,12),
w4(1,pepe,12), w4(2,luis,12),
w6(p1,1,12), w6(p2,1,12), w8(p4,2,1,12), w7(p3,2,12),
pelicula(1,p4,12), titulo_disponible(p4,1,12),
socio(1,carmen,casa1,12), w1(1,carmen,casa1,12),
socio(2,antonio,casa26,12), w1(2,antonio,casa26,12),
socio(3,salva,casa2,12), w1(3,salva,casa2,12),
w12(p1,1,12), w14(p1,1,12), w12(p2,1,12), w14(p2,1,12), w12(p3,2,12), w15(p3,2,12),
w12(p4,2,12), w15(p4,2,12).

Instante 13:
prestar_pelicula(1,p4,13),

D(13)=proveedor(1,pepe,13), proveedor(2,luis,13),
w4(1,pepe,13), w4(2,luis,13),
w6(p1,1,13), w6(p2,1,13), w8(p4,2,1,13), w7(p3,2,13),
pelicula(1,p4,13),

socio(1,carmen,casa1,13), w1(1,carmen,casa1,13),
socio(2,antonio,casa26,13), w1(2,antonio,casa26,13),
socio(3,salva,casa2,13), w1(3,salva,casa2,13).
pelicula_prestada(1,1,13), w10(1,p4,1,13),
w12(p1,1,13), w14(p1,1,13), w12(p2,1,13), w14(p2,1,13), w12(p3,2,13), w15(p3,2,13),
w12(p4,2,13), w15(p4,2,13).

Instante 14:
alta_pelicula(2,p3,14),

D(14)=proveedor(1,pepe,14), proveedor(2,luis,14),
w4(1,pepe,14), w4(2,luis,14),
w6(p1,1,14), w6(p2,1,14), w8(p4,2,1,14), w8(p3,2,14),
pelicula(1,p4,14),
pelicula_prestada(1,1,14), w10(1,p4,1,14),
socio(1,carmen,casa1,14), w1(1,carmen,casa1,14),
socio(2,antonio,casa26,14), w1(2,antonio,casa26,14),
socio(3,salva,casa2,14), w1(3,salva,casa2,14).
pelicula(2,p3,14), titulo_disponible(p3,1,14),
w12(p1,1,14), w14(p1,1,14), w12(p2,1,14), w14(p2,1,14), w12(p3,2,14), w15(p3,2,14),
w12(p4,2,14), w15(p4,2,14).

Instante 15:
prestar_pelicula(2,p3,15),

D(15)=proveedor(1,pepe,15), proveedor(2,luis,15),
w4(1,pepe,15), w4(2,luis,15),
w6(p1,1,15), w6(p2,1,15), w8(p4,2,1,15), w8(p3,2,15),
pelicula(1,p4,15),
pelicula(2,p3,15),
pelicula_prestada(2,2,15), w10(2,p3,2,15),
socio(1,carmen,casa1,15), w1(1,carmen,casa1,15),
socio(2,antonio,casa26,15), w1(2,antonio,casa26,15),
socio(3,salva,casa2,15), w1(3,salva,casa2,15),
pelicula_prestada(1,1,15), w10(1,p4,1,15),
w12(p1,1,15), w14(p1,1,15), w12(p2,1,15), w14(p2,1,15), w12(p3,2,15), w15(p3,2,15),
w12(p4,2,15), w15(p4,2,15).

Instante 16:
baja_socio(2,16),

D(16)= proveedor(1,pepe,16), proveedor(2,luis,16),
w4(1,pepe,16), w4(2,luis,16),
w6(p1,1,16), w6(p2,1,16), w8(p4,2,1,16), w8(p3,2,16),
pelicula(1,p4,16),w10(1,p4,1,16),
pelicula(2,p3,16), pelicula_prestada(2,2,16), w10(2,p3,2,16),
pelicula_prestada(1,1,16),
socio(1,carmen,casa1,16), w1(1,carmen,casa1,16),
socio(2,antonio,casa26,16), w1(2,antonio,casa26,16),
socio(3,salva,casa2,16), w1(3,salva,casa2,16),
w12(p1,1,16), w14(p1,1,16), w12(p2,1,16), w14(p2,1,16), w12(p3,2,16),
w15(p3,2,16),
w12(p4,2,16), w15(p4,2,16), i1(16),

Aparece el predicado i1(16), que significa que se ha violado la restricción de integridad i1, en este caso el hecho baja_socio(2,16) no puede ser aceptado por el sistema.

Apéndice C

Especificación Transaccional del sistema de información de alquiler de videos propuesto en la sección (2.4).

Reglas de derivación:

socio(Cs,N,D,T) $\Leftarrow$ w1(Cs,N,D,T)$\wedge\neg$w3(Cs,N,D,T)
proveedor(Cp,D,T) $\Leftarrow$ w4(Cp,D,T)$\wedge\neg$w3(Cp,D,T)
pelicula(Cpl,Ti,T) $\Leftarrow$ w8(Ti,Cp,Cpl,T)$\wedge\neg$w9(Ti,Cp,Cpl,T)
pelicula_prestada(Cpl,Cs,T) $\Leftarrow$ w10(Cpl,Ti,Cs,T)$\wedge\neg$w11(Cs,Cp,Ti,Cpl,T)
titulo_disponible(Ti,Cpl,T) $\Leftarrow$ w8(Ti,Cp,Cpl,T)$\wedge$ $\neg$w9(Ti,Cp,Cpl,T)$\wedge$
$\neg$w10(Cpl,Ti,Cs,T)
titulo_disponible(Ti,Cpl,T) $\Leftarrow$ w8(Ti,Cp,Cpl,T)$\wedge\neg$w9(Ti,Cp,Cpl,T)$\wedge$
w11(Cs,Cp,Ti,Cpl,T)

Conjunto de Operaciones Transaccionales:

prestar_pelicula(Cs, Ti):
w10(Cpl,Ti,Cs)$\wedge\neg$w11(Cs,Cp,Ti,Cpl)$\wedge$w8(Ti,Cp,Cpl)$\wedge\neg$w9(Ti,Cp,Cpl):i4;
$\neg$w1(Cs,N,D):i6;

transacciones
w9(Ti1,Cp1,CPl1)$\wedge\neg$w8(Ti1,Cp1,Cpl1)$\wedge\neg$w6(Ti1,Cp1):$\mathcal{A}$={w6(Ti1,Cp1)};$\mathcal{B}$={};
w9(Ti1,Cp1,CPl1)$\wedge\neg$w8(Ti1,Cp1,Cpl1)$\wedge\neg$w7(Ti1,Cp1):$\mathcal{A}$={w7(Ti1,Cp1)};$\mathcal{B}$={};
w8(Ti,Cp,Cpl)$\wedge\neg$w9(Ti,Cp,Cpl)$\wedge\neg$w10(Cpl,Ti,Cs):$\mathcal{A}$={w10(Cpl,Ti,Cs)};$\mathcal{B}$={};
w8(Ti,Cp,Cpl)$\wedge\neg$w9(Ti,Cp,Cpl)$\wedge\neg$w10(Cpl,Ti,Cp)$\wedge$w11(Cs,Cp,Ti1,Cpl):
$\mathcal{A}$={};$\mathcal{B}$={w11(Cs1,Cp,Ti1,Cpl)};
w13(Ti1,Cp): $\mathcal{A}$={}; $\mathcal{B}$={w13(Ti1,Cp)};
w16(Ti1,Cp): $\mathcal{A}$={}; $\mathcal{B}$={w16(Ti1,Cp)};
fin.

devolución(Cpl):
¬w10(Cpl,Ti,Cs)∨w11(Cs,Cp,Ti,Cpl):i5;

transacciones
w9(Ti1,Cp1,CPl1)∧¬w8(Ti1,Cp1,Cpl1)∧¬w6(Ti1,Cp1):$\mathcal{A}$={w6(Ti1,Cp1)};$\mathcal{B}$={};
w9(Ti1,Cp1,CPl1)∧¬w8(Ti1,Cp1,Cpl1)∧¬w7(Ti1,Cp1):$\mathcal{A}$={w7(Ti1,Cp1)};$\mathcal{B}$={};
w13(Ti1,Cp): $\mathcal{A}$={}; $\mathcal{B}$={w13(Ti1,Cp)};
w16(Ti1,Cp): $\mathcal{A}$={}; $\mathcal{B}$={w16(Ti1,Cp)};
w10(Cpl,Ti,Cs)∧¬w11(Cs,Cp,Ti,Cpl):$\mathcal{A}$={w11(Cs,Cp,Ti,Cpl)};
$\mathcal{B}$={w10(Cpl,Ti,Cs)};
fin.

alta_socio(Cs,N,D,T):
w1(Cs,N,D)∧¬w3(Cs,N,D):i8;

transacciones
w3(Cs,N,D):$\mathcal{A}$={};$\mathcal{B}$={w3(Cs1,N,D)};
w9(Ti1,Cp1,CPl1)∧¬w8(Ti1,Cp1,Cpl1)∧¬w6(Ti1,Cp1):$\mathcal{A}$={w6(Ti1,Cp1)};$\mathcal{B}$={};
w9(Ti1,Cp1,CPl1)∧¬w8(Ti1,Cp1,Cpl1)∧¬w7(Ti1,Cp1):$\mathcal{A}$={w7(Ti1,Cp1)};$\mathcal{B}$={};
w13(Ti1,Cp): $\mathcal{A}$={}; $\mathcal{B}$={w13(Ti1,Cp)};
w16(Ti1,Cp): $\mathcal{A}$={}; $\mathcal{B}$={w16(Ti1,Cp)};
¬w1(Cs,N,D): $\mathcal{A}$={w1(Cs,N,D)}; $\mathcal{B}$={};
fin.

baja_socio(Cs):
w10(Cpl,Ti,Cs)∧w11(Cs,Cp,Ti,Cpl):i1;

transacciones
w9(Ti1,Cp1,CPl1)∧¬w8(Ti1,Cp1,Cpl1)∧¬w6(Ti1,Cp1):$\mathcal{A}$={w6(Ti1,Cp1)};$\mathcal{B}$={};
w9(Ti1,Cp1,CPl1)∧¬w8(Ti1,Cp1,Cpl1)∧¬w7(Ti1,Cp1):$\mathcal{A}$={w7(Ti1,Cp1)};$\mathcal{B}$={};
w13(Ti1,Cp): $\mathcal{A}$={}; $\mathcal{B}$={w13(Ti1,Cp)};
w16(Ti1,Cp): $\mathcal{A}$={}; $\mathcal{B}$={w16(Ti1,Cp)};
w1(Cs,N,D)∧¬w3(Cs,N,D):$\mathcal{A}$={w3(Cs,N,D)}; $\mathcal{B}$={w1(Cs,N,D)};
fin.

alta_pelicula(Cpl,Ti):
;

transacciones
w9(Ti1,Cp1,CPl1)∧¬w8(Ti1,Cp1,Cpl1)∧¬w6(Ti1,Cp1):
$\mathcal{A}$={w6(Ti1,Cp1)};$\mathcal{B}$={};
w9(Ti1,Cp1,CPl1)∧¬w8(Ti1,Cp1,Cpl1)∧¬w7(Ti1,Cp1):$\mathcal{A}$={w7(Ti1,Cp1)};$\mathcal{B}$={};
w13(Ti1,Cp): $\mathcal{A}$={}; $\mathcal{B}$={w13(Ti1,Cp)};

w16(Ti1,Cp): $\mathcal{A}$={}; $\mathcal{B}$={w16(Ti1,Cp)};
w7(Ti,Cp)∧¬w8(Ti,Cp,Cpl); $\mathcal{A}$={w8(Ti,Cp,Cpl)};$\mathcal{B}$={w7(Ti,Cp)}
¬w18(Ti,Cp,Cpl)∧w9(Ti,Cp,Cpl);$\mathcal{A}$={};$\mathcal{B}$={w9(Ti,Cp,Cpl)};

baja_pelicula(Cpl):
w10(Cpl,Ti,Cs)∧¬w11(Cs,Cp,Ti,Cpl):i3;

transacciones
w13(Ti1,Cp): $\mathcal{A}$={}; $\mathcal{B}$={w13(Ti1,Cp)};
w16(Ti1,Cp): $\mathcal{A}$={}; $\mathcal{B}$={w16(Ti1,Cp)};
w8(Ti,Cp,Cpl)∧¬w9(Ti,Cp,Cpl):$\mathcal{A}$={w9(Ti,Cp,Cpl)};$\mathcal{B}$={w8(Ti,Cp,Cpl)};
fin.

peticion_pelicula(Ti,Cp):
w3(Cs,N,D)∧¬w4(Cp,D):i7;

transacciones
w9(Ti1,Cp1,CPl1)∧¬w8(Ti1,Cp1,Cpl1)∧¬w6(Ti1,Cp1):$\mathcal{A}$={w6(Ti1,Cp1)};$\mathcal{B}$={};
w9(Ti1,Cp1,CPl1)∧¬w8(Ti1,Cp1,Cpl1)∧¬w7(Ti1,Cp1):$\mathcal{A}$={w7(Ti1,Cp1)};$\mathcal{B}$={};
¬w12(Ti,Cp):$\mathcal{A}$={w12(Ti,Cp)};$\mathcal{B}$={};
¬w14(Ti,Cp):$\mathcal{A}$={w14(Ti,Cp);$\mathcal{B}$={};
w13(Ti1,Cp): $\mathcal{A}$={}; $\mathcal{B}$={w13(Ti1,Cp)};
w16(Ti1,Cp): $\mathcal{A}$={}; $\mathcal{B}$={w16(Ti1,Cp)};
¬w6(Ti,Cp): $\mathcal{A}$={w6(Ti,Cp)};$\mathcal{B}$={};
¬w14(Ti,Cp)∧¬w12(Ti,Cp):$\mathcal{A}$={w12(Ti,Cp),w14(Ti,Cp)}; $\mathcal{B}$={};
fin.

recibida_pelicula(Ti,Cp):
;

transacciones
w9(Ti1,Cp1,CPl1)∧¬w8(Ti1,Cp1,Cpl1)∧¬w6(Ti1,Cp1):$\mathcal{A}$={w6(Ti1,Cp1)};$\mathcal{B}$={};
w9(Ti1,Cp1,CPl1)∧¬w8(Ti1,Cp1,Cpl1)∧¬w7(Ti1,Cp1):$\mathcal{A}$={w7(Ti1,Cp1)};$\mathcal{B}$={};
w13(Ti1,Cp): $\mathcal{A}$={}; $\mathcal{B}$={w13(Ti1,Cp)};
w16(Ti1,Cp): $\mathcal{A}$={}; $\mathcal{B}$={w16(Ti1,Cp)};
w6(Ti,Cp)∧¬w7(Ti,Cp):$\mathcal{A}$={w7(Ti,Cp)}; $\mathcal{B}$={w6(Ti,Cp)};
w14(Ti,Cp)∧¬w15(Ti,Cp): $\mathcal{A}$={w15(Ti,Cp)}; $\mathcal{B}$={w14(Ti,Cp)};
fin.

alta_proveedor(Cp,D):
w4(Cp,D)∧¬w3(Cp,D):i9;

transacciones
w5(Cp,D)∧¬w4(Cp,D): $\mathcal{A}$={}; $\mathcal{B}$={w5(Cp,D)};

w9(Ti1,Cp1,CPl1)∧¬w8(Ti1,Cp1,Cpl1)∧¬w6(Ti1,Cp1):$\mathcal{A}$={w6(Ti1,Cp1)};$\mathcal{B}$={};
w9(Ti1,Cp1,CPl1)∧¬w8(Ti1,Cp1,Cpl1)∧¬w7(Ti1,Cp1):$\mathcal{A}$={w7(Ti1,Cp1)};$\mathcal{B}$={};
w13(Ti1,Cp): $\mathcal{A}$={}; $\mathcal{B}$={w13(Ti1,Cp)};
w16(Ti1,Cp): $\mathcal{A}$={}; $\mathcal{B}$={w16(Ti1,Cp)};
¬w4(Cp,D):$\mathcal{A}$={w4(Cp,D)}; $\mathcal{B}$={};
fin.

baja_proveedor(Cp):
w12(Ti,Cp)∧¬w16(Ti,Cp)∧¬w15(Ti,Cp)∧¬w13(Ti,Cp):i2;

transacciones
w9(Ti1,Cp1,CPl1)∧¬w8(Ti1,Cp1,Cpl1)∧¬w6(Ti1,Cp1):$\mathcal{A}$={w6(Ti1,Cp1)};$\mathcal{B}$={};
w9(Ti1,Cp1,CPl1)∧¬w8(Ti1,Cp1,Cpl1)∧¬w7(Ti1,Cp1):$\mathcal{A}$={w7(Ti1,Cp1)};$\mathcal{B}$={};
w1(Cp,D)∧¬w5(Cp,D)∧w4(Cp,D):$\mathcal{A}$={}; $\mathcal{B}$={w4(CP,D)};
w1(Cp,D)∧¬w5(Cp,D):$\mathcal{A}$={w5(Cp,D)}; $\mathcal{B}$={};
w12(Ti,Cp))∧¬w13(Ti,Cp):$\mathcal{A}$={w13(Ti,Cp)};$\mathcal{B}$={w12(Ti,Cp)};
w15(Ti,Cp)∧¬w16(Ti,Cp):$\mathcal{A}$={w16(Ti,Cp)};$\mathcal{B}$={};
fin.

Apéndice D

Modelado conceptual deductivo del sistema de información de una biblioteca propuesto en [SAN94]

Predicados básicos.

nuevo_empleado(Identificado_empleado,Nombre,T)
baja_emplado(Identificado_empleado,T)
nuevo_ejemplar(Ejemplar,Ibsn,T)
baja_ejemplar(Ejemplar,T)
prestar(Empleado,Ejemplar,Tlf,T)
devolución(Ejemplar,T)
nueva_petición(Isbn,Título,Volumen,Editorial,Edicion,Autor,Empleado,T)

Predicados Derivados.

libre(Isbn,T) $\Leftarrow$ nueva_peticion(Isbn,Ti,V,Ed,Au,C,E,T1)$\land$T1$\leq$T

empleado(E,T) $\Leftarrow$ nuevo_emplado(E,N,T1)$\land$T1$\leq$T$\land$
$\neg$($\exists$T2 baja_empleado(E,T2)$\land$T2$\leq$T$\land$T1$<$T2)

nombre_empleado(E,N,T) $\Leftarrow$ empleado(E,T)$\land$nuevo_empleado(E,N,T1)$\land$T1$\leq$T

ejemplar(Ex,T) $\Leftarrow$ nuevo_ejemplar(Ex,Isbn,T1)$\land$T1$\leq$T$\land\neg$retirado(Ex,T)

retirado(Ex,T) $\Leftarrow$ baja_ejemplar(Ex,T1)$\land$T1$\leq$T

ejemplar_libre(Ex,Isbn,T) $\Leftarrow$ ejemplar(Ex,T)$\land$nuevo_ejemplar(Ex,Isbn,T1)$\land$T1$\leq$T

prestado(Ex,T) $\Leftarrow$ ejemplar(Ex,T)$\land$prestar(E,Ex,Tlf,T1),T1$\leq$T$\land$
$\neg$($\exists$T2 devolucion(Ex,T2)$\land$T2$>$T1$\land$T2$\leq$T)

agotado(Isbn,T) $\Leftarrow$ libre(Isbn,T)$\land$ejemplar_libre(Ex,Isbn,T1)$\land$T1$<$T$\land$
$\neg$ejemplar_libre(Ex,Isbn,T)

Restricciones de Integridad.

i1(T) ⇐ nuevo_empleado(E,N,T)∧empleado(E,T-1)

i2(T) ⇐ baja_empleado(E,T)∧¬empleado(E,T-1)

i3(T) ⇐ baja_empleado(E,T)∧prestado(Ex,E,T)

i4(T) ⇐ prestar(E,Ex,Tlf,T)∧¬empleado(E,T)

i5(T) ⇐ prestar(E,Ex,Tlf,T)∧prestado(Ex,E,T-1)

i6(T) ⇐ prestar(E,Ex,Tlf,T)∧¬ejemplar(Ex,T)

i7(T) ⇐ prestar(E,Ex,Tlf,T)∧prestar(E1,Ex,Tlf1,T)∧¬(E=E1)

i8(T) ⇐ devolucion(Ex,T)∧¬ejemplar(Ex,T)

i9(T) ⇐ devolucion(Ex,T)∧¬prestado(Ex,E,T-1)

i10(T) ⇐ nuevo_ejemplar(Ex,Usbn,T)∧¬libre(Isbn,T-1)

i11(T) ⇐ nuevo_ejemplar(Ex,Isbn,T)∧ejemplar(Ex,T1)∧T1<T

i12(T) ⇐ baja_ejemplar(Ex,Isbn,T)∧¬ejemplar(Ex,T-1)

i13(T) ⇐ nueva_peticion(Isbn,Ti,V,Ed,Edi,Au,C,E,T)∧¬empleado(E,T-1)

i14(T) ⇐ nueva_peticion(Isbn,Ti,V,Ed,Edi,Au,C,E,T)∧
ejemplar_libre(Ex,E,T-1)

i15(T) ⇐ nombre_emplado(E,N,T)∧nombre_empleado(E,N1,T)∧¬(N=N1)

i16(T) ⇐ ejemplar_libre(Ex,Isbn,T)∧ejemplar_libre(Ex,Isbn1),T)∧¬(Isbn=Isbn1)

Aplanamiento temporal:

libre(Isbn,T) ⇐ nueva_peticion(Isbn,Ti,V,Ed,Edi,Au,C,E,T)
libre(Isbn,T) ⇐ libre(Isbn,T-1)

Conducta temporal: libre es CA.

w2(E,N,T) ⇐ nuevo_empleado(E,N,T)
w2(E,N,T) ⇐ w2(E,N,T-1)∧¬w4(E,T)
w4(E,T) ⇐ baja_empleado(E,T)∧w2(E,N,T-1)
w4(E,T) ⇐ w4(E,T-1)∧¬w2(E,N,T)
empleado(E,T) ⇐ w2(E,N,T)∧¬w4(E,T)

Conducta temporal: w2 es CF, w4 CF y empleado es CF.

w5(E,N,T) ⇐ nuevo_empleado(E,N,T)

w5(E,N,T) ⇐ w5(E,N,T-1)
nombre_empleado(E,N,T) ⇐ empleado(E,T)∧w5(E,N,T)

Conducta temporal: w5 es CA y nombre_empleado CF.

w6(Ex,Isbn,T) ⇐ nuevo_ejemplar(Ex,Isbn,T)
w6(Ex,Isbn,T) ⇐ w6(Ex,Isbn,T-1)
ejemplar(Ex,T) ⇐ w6(Ex,Isbn,T)∧¬retirado(Ex,T)

Conducta temporal: w6 es CA y ejemplar es CFF y la condición de final cerrado
 retirado(Ex,T)

retirado(Ex,T) ⇐ baja_ejemplar(Ex,T)
retirado(Ex,T) ⇐ retirado(Ex,T-1)

Conducta temporaL: retirado es CA.

w7(Ex,Isbn,T) ⇐ nuevo_ejemplar(Ex,Isbn,T)
w7(Ex,Isbn,T) ⇐ w7(Ex,Isbn,T-1)
ejemplar_libre(Ex,Isbn,T) ⇐ ejemplar(Ex,T)∧w7(Ex,Isbn,T)

w6 es idéntico a w7: se elimina w7 simplifica:

ejemplar_libre(Ex,Isbn,T) ⇐ ejemplar(Ex,T)∧w6(Ex,Isbn,T)

Conducta temporal: ejemplar_libre es CFF. Condición de final cerrado es la misma de ejemplar.

w9(E,Ex,Tlf,T) ⇐ prestar(E,Ex,Tlf,T)
w9(E,Ex,Tlf,T) ⇐ w9(E,Ex,Tlf,T-1)∧¬w10(Ex,T)∧¬w13(Ex,T)
w10(Ex,T) ⇐ ejemplar(Ex,T)∧w9(Ex,T)

w11(Ex,T) ⇐ prestar(E,Ex,T)
w11(Ex,T) ⇐ w11(Ex,T-1)∧¬w12(Ex,T)
w12(Ex,T) ⇐ devolucion(Ex,T)∧w11(Ex,T-1)
w12(Ex,T) ⇐ w12(Ex,T-1)∧¬w13(Ex,T)∧¬w9(Ex,T)
w13(ex,T) ⇐ ejemplar(Ex,T)∧w12(Ex,T)
prestado(Ex,T) ⇐ w10(Ex,T)∧¬w13(Ex,T)

Conducta temporal: w9, w11 y w12 son CF, w10 y w13 son CFP, y prestado es CF

w14(Ex,Isbn,T) ⇐ ejemplar_libre(Ex,Isbn,T)
w14(Ex,Isbn,T) ⇐ w14(Ex,Isbn,T-1)
agotado(Isbn,T) ⇐ libre(Isbn,T)∧w14(Ex,Isbn,T-1)∧¬ejemplar_libre(Ex,Isbn,T)

Conducta temporal: w14 es CA y agotado es CFA con la condición definal abierto ¬retirado(Ex,T)

Restricciones de Integridad.

i1(T) $\Leftarrow$ nuevo_empleado(E,N,T)$\wedge$empleado(E,T-1)

i2(T) $\Leftarrow$ baja_empleado(E,T)$\wedge\neg$empleado(E,T-1)

i3(T) $\Leftarrow$ baja_empleado(E,T)$\wedge$prestado(Ex,E,T)

i4(T) $\Leftarrow$ prestar(E,Ex,Tlf,T)$\wedge\neg$empleado(E,T)

i5(T) $\Leftarrow$ prestar(E,Ex,Tlf,T)$\wedge$prestado(Ex,E,T-1)

i6(T) $\Leftarrow$ prestar(E,Ex,Tlf,T)$\wedge\neg$ejemplar(Ex,T)

i7(T) $\Leftarrow$ prestar(E,Ex,Tlf,T)$\wedge$prestar(E1,Ex,Tlf1,T)$\wedge\neg$(E=E1)

i8(T) $\Leftarrow$ devolucion(Ex,T)$\wedge\neg$ejemplar(Ex,T)

i9(T) $\Leftarrow$ devolucion(Ex,T)$\wedge\neg$prestado(Ex,E,T-1)

i10(T) $\Leftarrow$ nuevo_ejemplar(Ex,Usbn,T)$\wedge\neg$libre(Isbn,T-1)

w15(Ex,T) $\Leftarrow$ ejemplar(Ex,T)
w15(Ex,T) $\Leftarrow$ w15(Ex,T-1)
i11(T) $\Leftarrow$ nuevo_ejemplar(Ex,Isbn,T)$\wedge$w15(Ex,T-1)

i12(T) $\Leftarrow$ baja_ejemplar(Ex,Isbn,T)$\wedge\neg$ejemplar(Ex,T-1)

i13(T) $\Leftarrow$ nueva_peticion(Isbn,Ti,V,Ed,Edi,Au,C,E,T)$\wedge\neg$empleado(E,T-1)

i14(T) $\Leftarrow$ nueva_peticion(Isbn,Ti,V,Ed,Edi,Au,C,E,T)$\wedge$ejemplar_libre(Ex,E,T-1)

i15(T) $\Leftarrow$ nombre_emplado(E,N,T)$\wedge$nombre_empleado(E,N1,T)$\wedge\neg$(N=N1)

i16(T) $\Leftarrow$ ejemplar_libre(Ex,Isbn,T)$\wedge$ejemplar_libre(Ex,Isbn1),T)$\wedge\neg$(Isbn=Isbn1)

- Reglas de derivación de los Predicados considerados derivados:

empleado(E) $\Leftarrow$ w2(E,N)$\wedge\neg$w4(E)
nombre_empleado(E,N) $\Leftarrow$ empleado(E)$\wedge$w5(E,N)
ejemplar(Ex) $\Leftarrow$ w6(Ex,Isbn)$\wedge\neg$retirado(Ex)
ejemplar_libre(Ex,Isbn) $\Leftarrow$ ejemplar(Ex)$\wedge$w6(Ex,Isbn)
prestado(Ex) $\Leftarrow$ w10(Ex)$\wedge\neg$w13(Ex)
w10(Ex) $\Leftarrow$ ejemplar(Ex)$\wedge$w9(Ex)
w13(Ex) $\Leftarrow$ ejemplar(Ex)$\wedge$w12(Ex)

Transformación a Reglas independientes:

empleado(E) $\Leftarrow$ w2(E,N)$\wedge\neg$w4(E)
nombre_empleado(E,N) $\Leftarrow$ w2(E,N)$\wedge\neg$w4(E)$\wedge$w5(E,N)
ejemplar(Ex) $\Leftarrow$ w6(Ex,Isbn)$\wedge\neg$retirado(Ex)

$ejemplar\_libre(Ex,Isbn) \Leftarrow w6(Ex,Isbn) \wedge \neg retirado(Ex)$
$prestado(Ex) \Leftarrow w6(Ex,Isbn) \wedge \neg retirado(Ex) \wedge \neg w12(Ex) \wedge w9(Ex)$
$w10(Ex) \Leftarrow w6(Ex,Isbn) \wedge \neg retirado(Ex) \wedge w9(Ex)$
$w13(ex) \Leftarrow w6(Ex,Isbn) \wedge \neg retirado(Ex) \wedge w12(Ex)$

Condiciones de alta y baja.

$\mathcal{C}A(libre(Isbn)) = nueva\_peticion(Isbn,Ti,V,Ed,Edi,Au,C,E) \wedge \mathcal{P}(\neg libre(Isbn))$
$\mathcal{CB}(libre(Isbn) = falsa$

$\mathcal{CA}(w2(E,N)) = nuevo\_empleado(E,N) \wedge \mathcal{P}(\neg w2(E,N))$
$\mathcal{CB}(w2(E,N)) = baja\_empleado(E) \wedge \mathcal{P}(w2(E,N) \wedge w4(E))$

$\mathcal{CA}(w4(E)) = baja\_empleado(E) \wedge \mathcal{P}(w2(E,N) \wedge \neg w4(E))$
$\mathcal{CB}(w4(E)) = nuevo\_empleado(E,N) \wedge \mathcal{P}(w4(E) \wedge \neg w2(E,N))$

$\mathcal{CA}(w5(E,N)) = nuevo\_empleado(E,N) \wedge \mathcal{P}(\neg w5(E,N))$
$\mathcal{CB}(w5(E,N)) = falso$

$\mathcal{CA}(w6(Ex,Isbn)) = nuevo\_ejemplar(Ex,Isbn) \wedge \mathcal{P}(\neg w6(Ex,Isbn))$
$\mathcal{CB}(w6(Ex,Isbn)) = falso$

$\mathcal{CA}(retirado(Ex)) = baja\_ejemplar(Ex) \wedge \mathcal{P}(\neg retirado(Ex))$
$\mathcal{CB}(retirado(Ex)) = falso$

$\mathcal{CA}(w9(E,Ex,Tlf)) = prestar(E,Ex,Tlf) \wedge \mathcal{P}(\neg w9(E,Ex,Tlf))$
$\mathcal{CB}(w9(E,Ex,Tlf)) = devolucion(Ex) \wedge \mathcal{P}(w9(E,Ex,Tlf) \wedge w11(Ex) \wedge$
$\quad \neg w12(Ex) \wedge \neg w13(Ex) \wedge ejemplar(Ex))$

$\mathcal{CA}(w11(Ex)) = prestar(E,Ex,Tlf) \wedge \mathcal{P}(\neg w11(Ex))$
$\mathcal{CB}(w11(Ex)) = devolucion(Ex) \wedge \mathcal{P}(w11(Ex) \wedge \neg w12(Ex))$

$\mathcal{CA}(w12(Ex)) = devolucion(Ex) \wedge \mathcal{P}(w11(Ex) \wedge \neg w12(Ex))$
$\mathcal{CB}(w12(Ex)) = prestar(E,Ex,Tlf) \wedge \mathcal{P}(w9(E,Ex,Tlf) \wedge w12(Ex))$

$\mathcal{CA}(w14(Ex,Isbn)) = nuevo\_ejemplar(Ex,Isbn) \wedge \mathcal{P}(\neg w6(Ex,Isbn) \wedge \neg retirado(Ex) \wedge$
$\quad \neg w14(Ex,Isbn))$
$\mathcal{CB}(w14(Ex,Isbn) = falso$

$\mathcal{CA}(agotado(Isbn)) = nueva\_peticion(Isbn,Ti,V,Ed,Edi,Au,C,E) \wedge \mathcal{P}(\neg libre(Isbn)$
$\quad (\neg w6(Ex,Isbn) \vee retirado(Ex)) \wedge w14(Ex,Isbn) \wedge \neg agotado(Isbn)) \vee$
$\quad nuevo\_ejemplar(Ex,Isbn) \wedge \mathcal{P}(\neg w6(Ex,Isbn) \wedge \neg retirado(E) \wedge$
$\quad libre(Isbn) \wedge w14(Ex,Isbn) \wedge \neg agotado(Isbn))$

$\mathcal{CB}(agotado(Isbn)) = nuevo\_ejemplar(Ex,Isbn) \wedge$
$\quad \mathcal{P}(\neg w6(Ex,Isbn) \wedge \neg retirado(Ex) \wedge agotado(Isnb))$

Restricciones de Integridad.

$\mathcal{CA}$(i1) = nuevo_empleado(E,N)∧$\mathcal{P}$(w2(E,N)∧¬w4(E))

$\mathcal{CA}$(i2) = baja_empleado(E)∧$\mathcal{P}$(¬w2(E,N)vw4(E))

$\mathcal{CA}$(i3) = baja_empleado(E)∧
$\mathcal{P}$(w6(Ex,Isbn)∧¬retirado(Ex)∧¬w12(Ex)∧w9(Ex))

$\mathcal{CA}$(i4) = prestar(E,Ex,Tlf)∧$\mathcal{P}$(¬w2(E,N)∨w4(E))

$\mathcal{CA}$(i5) = prestar(E,Ex,Tlf)∧
$\mathcal{P}$(w6(Ex,Isbn)∧¬retirado(Ex)∧¬w12(Ex)∧w9(Ex))

$\mathcal{CA}$(i6) = prestar(E,Ex,Tlf,T)∧$\mathcal{P}$(¬w6(Ex,Isbn)∨retirado(Ex))

* i7(T) ⇐ prestar(E,Ex,Tlf)∧prestar(E1,Ex,Tlf1)∧¬(E=E1)
**Incompatible por la hipótesis (1.c) no se permite el acontecimiento de dos hechos en el mismo instante.

$\mathcal{CA}$(i8) = devolucion(Ex)∧$\mathcal{P}$(¬w6(Ex,Isbn)∨retirado(Ex))

$\mathcal{CA}$(i9) = devolucion(Ex)∧
$\mathcal{P}$(¬w6(Ex,Isbn)∨retirado(Ex)∨w12(Ex)∧w9(Ex))

$\mathcal{CA}$(i10) = nuevo_ejemplar(Ex,Usbn)∧$\mathcal{P}$(¬libre(Isbn))

$\mathcal{CA}$(w15(Ex)) = nuevo_ejemplar∧$\mathcal{P}$(¬w6(Ex,Isbn)∧¬retirado(Ex)∧¬w15(Ex))
$\mathcal{CB}$(w15(Ex)) = falso

$\mathcal{CA}$(i11) = nuevo_ejemplar(Ex,Isbn)∧$\mathcal{P}$(w15(Ex))

$\mathcal{CA}$(i12) = baja_ejemplar(Ex,Isbn)∧$\mathcal{P}$(¬w6(Ex,Isbn)∨retirado(Ex,T)))

$\mathcal{CA}$(i13) = nueva_peticion(Isbn,Ti,V,Ed,Edi,Au,C,E)∧$\mathcal{P}$(¬w2(E,N)∨w4(E))

$\mathcal{CA}$(i14) = nueva_peticion(Isbn,Ti,V,Ed,Edi,Au,C,E)∧
$\mathcal{P}$(w6(Ex,Isbn)∧¬retirado(Ex))

$\mathcal{CA}$(i15) = nuevo_empleado(E,N)∧$\mathcal{P}$(¬w2(E,N)∧w2(E,N1)∧¬w4(E)∧w5(E,N1)))¬(N=N1)

$\mathcal{CA}$(i16) = nuevo_ejemplar(EX,Isbn)∧$\mathcal{P}$(w6(Ex,Isbn)∧¬retirado(Ex))∧
$\mathcal{P}$(w6(Ex,Isbn1))∧¬(Isbn=Isbn1)

Conjunto de operaciones transaccionales:

nuevo_empleado(E,N):
w2(E,N)∧¬w4(E):i1;
¬w2(E,N)∧w2(E,N1)∧¬w4(E)∧w5(E,N1)¬(N=N1):i15;

transaciones
¬w2(E,N):$\mathcal{A}$={w2(E,N)};$\mathcal{B}$={};

```
    w4(E)∧¬w2(E,N):𝒜={};ℬ={w4(E)};
    ¬w5(E,N):𝒜={W5(E,N)};ℬ={};
    fin.

baja_empleado(E,T):
    ¬w2(E,N)vw4(E):i2;
    w6(Ex,Isbn)∧¬retirado(Ex)∧¬w12(Ex)∧w9(Ex):i3;

    transacciones
    w2(E,N)∧¬w4(E):𝒜={w4(E)};ℬ={w2(E,N)};
    fin.

nuevo_ejemplar(Ex,Isbn):
    ¬libre(Isbn):i10;
    w15(Ex):i11;
    w6(Ex,Isbn)∧¬retirado(Ex))∧w6(Ex,Isbn1))∧¬(Isbn=Isbn1):116;

    transacciones
    ¬w6(Ex,Isbn)∧¬retirado(Ex)∧¬w15(Ex):𝒜={w15(Ex)};ℬ={};
    ¬w6(Ex,Isbn):𝒜={w6(Ex,Isbn)};ℬ={};
    ¬w6(Ex,Isbn)∧¬retirado(Ex)∧¬w14(Ex,Isbn):𝒜={w14(Ex,Isbn)};ℬ={};
    ¬w6(Ex,Isbn)∧¬retirado(E)∧libre(Isbn)∧w14(Ex,Isbn)∧
    ¬agotado(Isbn):𝒜={agotado(Isbn)};ℬ={};
    ¬w6(Ex,Isbn)∧¬retirado(Ex)∧agotado(Isnb):𝒜={};ℬ={agotado(Isnb)};
    fin.

baja_ejemplar(Ex):
    ¬w6(Ex,Isbn)∨retirado(Ex,T):i12;

    transacciones
    ¬retirado(Ex):𝒜={retirado(Ex)};ℬ={};
    fin.

prestar(E,Ex,Tlf):
    ¬w2(E,N)∨w4(E):i5;
    ¬w6(Ex,Isbn)∨retirado(Ex):i6;

    transacciones
    ¬w9(E,Ex,Tlf):𝒜={w9(E,Ex,Tlf)};ℬ={};
    ¬w11(Ex):𝒜={w11(Ex)};ℬ={};
    w9(E,Ex,Tlf)∧w12(Ex):𝒜={};ℬ={w12(Ex)};
    fin.

devolucion(Ex):
```

$\neg$w6(Ex,Isbn)$\vee$retirado(Ex):i8;
$\neg$w6(Ex,Isbn)$\vee$retirado(Ex)$\vee$w12(Ex)$\wedge$w9(Ex):i9;

transacciones
w11(Ex)$\wedge\neg$w12(Ex):$\mathcal{A}$={w12(Ex)};$\mathcal{B}$={w11(Ex)};
w9(E,Ex,Tlf)$\wedge$w11(Ex)$\wedge\neg$w12(Ex)$\wedge\neg$w13(Ex)$\wedge$ejemplar(Ex):
$\mathcal{A}$={};$\mathcal{B}$={w9(E,Ex,Tlf)};

nueva_peticion(Isbn,Ti,V,Ed,Au,C,E):
$\neg$w2(E,N)$\vee$w4(E):i13;
w6(Ex,Isbn)$\wedge\neg$retirado(Ex):i14;

transacciones
$\neg$libre(Isbn):$\mathcal{A}$={libre(Isbn)};$\mathcal{B}$={}
$\neg$libre(Isbn)$\wedge$($\neg$w6(Ex,Isbn)$\vee$retirado(Ex))$\wedge$w14(Ex,Isbn)$\wedge\neg$agotado(Isbn):
$\mathcal{A}$={agotado(Isbn)};$\mathcal{B}$={};
fin.