



HAL
open science

Extension du formalisme des flux opérationnels par une algèbre temporelle

Valmi Dufour-Lussier, Florence Le Ber, Jean Lieber

► **To cite this version:**

Valmi Dufour-Lussier, Florence Le Ber, Jean Lieber. Extension du formalisme des flux opérationnels par une algèbre temporelle. Sixièmes Journées de l'Intelligence Artificielle Fondamentale (JIAF), Sébastien Konieczny, May 2012, Toulouse, France. pp.133-142. hal-00712978

HAL Id: hal-00712978

<https://inria.hal.science/hal-00712978>

Submitted on 25 Sep 2012

HAL is a multi-disciplinary open access archive for the deposit and dissemination of scientific research documents, whether they are published or not. The documents may come from teaching and research institutions in France or abroad, or from public or private research centers.

L'archive ouverte pluridisciplinaire **HAL**, est destinée au dépôt et à la diffusion de documents scientifiques de niveau recherche, publiés ou non, émanant des établissements d'enseignement et de recherche français ou étrangers, des laboratoires publics ou privés.

Extension du formalisme des flux opérationnels par une algèbre temporelle

Valmi Dufour-Lussier^{1,2,3}

Florence Le Ber^{4,1}

Jean Lieber^{1,2,3}

¹ Université de Lorraine, LORIA UMR 7503, 54506 Vandœuvre-lès-Nancy

² CNRS, 54506 Vandœuvre-lès-Nancy

³ Inria, 54602 Villers-lès-Nancy

⁴ LHYGES, Université de Strasbourg/ENGEES, CNRS, 67000 Strasbourg
{valmi.dufour, florence.le-ber, jean.lieber}@loria.fr

Résumé

Les flux opérationnels (*workflows*) constituent un important langage de représentation des connaissances sur les processus, mais sont également de plus en plus utilisés pour raisonner sur ce type de connaissances. En revanche, ils sont limités pour l'expression de contraintes temporelles entre activités. Les algèbres qualitatives d'intervalles peuvent représenter des relations temporelles plus fines, mais elles sont incapables de reproduire toutes les structures de contrôle des flux. Cet article définit une sémantique, fondée sur la théorie des modèles, commune aux flux opérationnels et aux algèbres d'intervalles, rendant possible l'inter-opérabilité de systèmes de raisonnement utilisant ces deux formalismes. Cela met également en évidence des propriétés et des possibilités d'inférences intéressantes, à la fois pour les flux opérationnels et pour les flux étendus par l'utilisation d'une algèbre qualitative. Finalement, nous discutons de formalismes similaires, proposant également une base théorique au formalisme des flux et étendant ce dernier.

Abstract

Workflows constitute an important language to represent knowledge about processes, but also increasingly to reason on such knowledge. On the other hand, there is a limit to which time constraints between activities can be expressed. Qualitative interval algebras can model processes using finer temporal relations, but they cannot reproduce all workflow patterns. This paper defines a common ground model-theoretical semantics for both workflows and interval algebras, making it possible for reasoning systems working with either to interoperate. Thanks to this, interesting properties and inferences can be defined, both on workflows and on an extended formalism combining workflows with interval algebras. Finally,

similar formalisms proposing a sound formal basis for workflows and extending them are discussed.

1 Introduction

La capacité des flux opérationnels (*workflows*) à décrire des processus temporels explique qu'ils sont de plus en plus utilisés, non seulement comme outils pour représenter des informations à propos de l'exécution de tâches complexes, mais aussi pour raisonner sur ces tâches (voir, par exemple, [7] et [14]). Les flux opérationnels définissent un ordre sur les activités pour l'exécution d'une tâche et permettent l'utilisation de structures de contrôles plus complexes, mais ils ne permettent pas d'exprimer des relations temporelles plus fines entre ces activités. À l'inverse, les algèbres qualitatives sur les intervalles peuvent être utilisées, avec des activités réifiées sous forme d'intervalles, afin d'exprimer des relations temporelles fines, mais elles ne permettent pas d'exprimer des structures de contrôle telles que les boucles ou la disjonction (i.e. le choix entre activités).

Le rapprochement entre ces deux approches n'est pas entièrement nouveau. En particulier, leur combinaison a été ébauchée dans [11], pour permettre la vérification de la cohérence des flux opérationnels.

Cet article propose un formalisme de flux opérationnels étendus qui intègre une algèbre qualitative au sein d'un formalisme de flux opérationnels afin d'étendre l'expressivité de chacun de ces formalismes. Afin de rendre cela possible, un langage formel des flux opérationnels est défini et accompagné d'une sémantique en théorie des modèles d'un type qui peut aussi s'appliquer aux algèbres qualitatives.

La section 2 introduit une syntaxe définie inductivement pour les flux opérationnels. Les algèbres qualitatives tem-

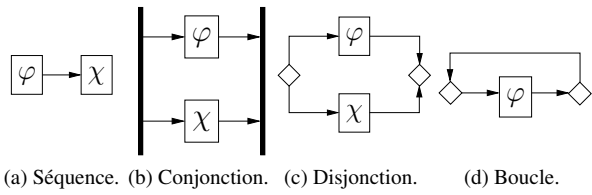


FIGURE 1 – Structures de contrôle de flux.

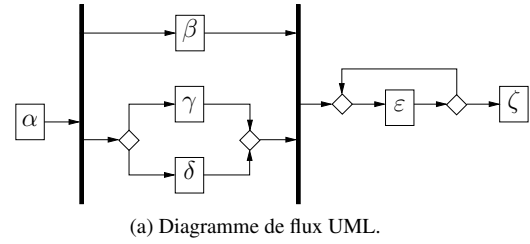
porelles sont présentées dans la section 3. La section 4 propose des sémantiques en théorie des modèles qui sont similaires pour les flux opérationnels et les algèbres temporelles. Cela permet de proposer un formalisme de flux opérationnels étendus par une algèbre des intervalles et une sémantique pour ce formalisme, ainsi que la section 5 le décrit. La section 6 discute des travaux connexes et la section 7 conclut l'article et présente ses perspectives.

2 Syntaxe des flux opérationnels

Un flux opérationnel est la description formelle d'un processus. Les flux opérationnels sont apparus avec la révolution industrielle, mais ils n'ont pris leur forme actuelle qu'à partir des années 1980, pour améliorer la productivité – voir par exemple [6, 3]. L'objectif principal d'un flux opérationnel est d'organiser des activités d'un processus à l'aide d'un flux de contrôle.

Les activités décrites peuvent l'être à différents niveaux de granularité : une activité contient d'autres activités. Ainsi un flux opérationnel complet peut être vu comme une seule activité de forte granularité. Nous allons traiter par la suite toutes les activités comme des flux opérationnels pouvant être combinés grâce à des opérations de contrôle pour créer des flux opérationnels plus grands : ce point de vue compositionnel nous aide à définir un langage formel de description des flux opérationnels. Parmi les activités, certaines sont considérées comme des briques de base non décomposables et nous les appelons flux opérationnels atomiques.

L'opération de contrôle primaire dans un flux opérationnel est la séquence (figure 1a), qui signifie simplement qu'un flux opérationnel ne peut démarrer que quand un autre a été exécuté. Les autres opérations sont l'embranchement, qui permet une exécution concurrente de flux opérationnels, la jointure, qui permet de les synchroniser, le choix, qui force l'exécution exclusive d'un flux opérationnel parmi plusieurs, et la fusion qui conclut l'opération précédente [25]. L'embranchement et la jointure sont utilisés pour créer une structure de conjonction (figure 1b), tandis que les opérations de choix et de fusion sont utilisées pour créer une structure de disjonction (figure 1c) ou une structure de boucle (figure 1d).



(a) Diagramme de flux UML.

$$\alpha \rightarrow \left[\begin{array}{c} \beta \\ \left(\begin{array}{c} \gamma \\ \delta \end{array} \right) \end{array} \right] \rightarrow (\varepsilon) \rightarrow \zeta$$

(b) Langage formel de flux opérationnel.

FIGURE 2 – Un exemple de flux opérationnel.

La figure 2a montre un exemple de flux opérationnel illustrant chacune des structures de contrôle, sous la forme d'un diagramme de flux UML, couramment utilisé pour représenter les flux opérationnels. Dans ce papier, nous allons définir un langage formel \mathcal{W} pour les flux opérationnels qui utilise une représentation plus synthétique des activités et des opérations de contrôle de flux. Ce langage est construit de manière inductive, permettant ainsi une définition plus facile de sa syntaxe compositionnelle et de sa sémantique.

Un flux opérationnel modélise un ensemble d'activités qui doivent être réalisées pour accomplir une tâche donnée. Selon cette définition, toute partie d'un flux opérationnel est aussi un flux opérationnel. Un flux opérationnel que l'on ne peut pas décomposer en plus petits flux opérationnels est un flux opérationnel atomique. Le langage des flux opérationnels est le plus petit ensemble \mathcal{W} construit à partir de l'ensemble \mathcal{A} des flux opérationnels atomiques tel que :

Flux opérationnel atomique Si $\alpha \in \mathcal{A}$, alors $\alpha \in \mathcal{W}$;

Séquence Si $\varphi, \chi \in \mathcal{W}$, alors $\varphi \rightarrow \chi \in \mathcal{W}$;

Conjonction Si $\varphi, \chi \in \mathcal{W}$, alors $\left[\begin{array}{c} \varphi \\ \chi \end{array} \right] \in \mathcal{W}$;

Disjonction Si $\varphi, \chi \in \mathcal{W}$, alors $\left(\begin{array}{c} \varphi \\ \chi \end{array} \right) \in \mathcal{W}$;

Boucle Si $\varphi \in \mathcal{W}$, alors $(\varphi) \in \mathcal{W}$.

Dans la suite, les flux opérationnels atomiques sont notés α, β , etc., éventuellement indexés, et les autres flux opérationnels sont notés φ, χ et ψ , éventuellement indexés. Une représentation du flux opérationnel de la figure 2a dans le langage \mathcal{W} est montrée à la figure 2b.

Parmi les applications possibles des flux opérationnels et des algèbres qualitatives – où ils sont utilisés indépendamment pour représenter des connaissances incomplètes – se trouve le domaine culinaire, qui a déjà été étudié tant du point de vue des flux [15] que de celui des algèbres temporelles [8]. C'est ce domaine qui servira d'exemple.

Les flux opérationnels sont utilisés pour modéliser de nombreux autres types de processus dont les activités peuvent présenter des interactions temporelles, par exemple les processus scientifiques [12] et les processus d'affaires [26].

La figure 3a décrit le texte d'une recette qui est représentée, autant que possible, par le flux opérationnel de la figure 3b : on voit que le langage \mathcal{W} n'est pas assez expressif pour exprimer la connaissance que « saisir le foie gras doit se faire 30 secondes avant que le tournedos ne soit cuit de sorte que les deux ingrédients soient prêts au même moment », ni le terme « immédiatement ».

Les flux opérationnels sont parfois spécifiés grâce à la définition de conditions portant sur l'exécution des activités, ce qui accroît leur expressivité mais aussi leur complexité. En particulier, les conditions sont exprimées dans un autre langage formel. La section 7 dessine quelques pistes à suivre pour gérer cet aspect, en utilisant des logiques classique et temporelle.

Par la suite, nous aurons besoin d'une fonction S faisant correspondre à un flux opérationnel φ un ensemble de flux opérationnels inclus dans φ , y compris φ . Cette fonction peut être définie récursivement :

- $S(\varphi) = SP(\varphi) \cup \{\varphi\}$;
- $SP(\alpha) = \emptyset$;
- $SP\left(\begin{pmatrix} \varphi \\ \chi \end{pmatrix}\right) = SP(\varphi \rightarrow \chi) = SP\left(\begin{pmatrix} \varphi \\ \chi \end{pmatrix}\right) = S(\varphi) \cup S(\chi)$;
- $SP(\varphi^\sim) = S(\varphi)^1$,

où $SP(\varphi)$ est l'ensemble des flux qui composent φ , hors φ lui-même.

3 Algèbres qualitatives temporelles

Une algèbre qualitative est une algèbre de relations au sens de Tarski [21]. Elle est définie comme un ensemble fini \mathfrak{B} de relations binaires entre couples d'individus. Dans les algèbres qualitatives temporelles, les individus sont des points, des intervalles ou des sous-ensembles quelconques de la droite temporelle. Les relations sont définies de telle sorte que \mathfrak{B} représente une partition de l'ensemble des couples d'individus (elles sont disjointes et exhaustives).

L'algèbre qualitative la plus célèbre est l'algèbre d'intervalles de Allen [1, 2] qui définit un ensemble de 13 relations de base entre couples d'intervalles, où chacune des relations correspond à une configuration possible des quatre extrémités de deux intervalles. La figure 4 montre sept de ces relations, les six autres étant les relations inverses des six premières (la septième, **eq**, est symétrique).

Une algèbre plus simple est l'algèbre des points [27], où les individus sont des instants et l'ensemble des relations

1. En principe, il est aussi nécessaire de distinguer dans $S(\varphi)$ les occurrences multiples du même flux opérationnel. Pour éluder cette difficulté technique, nous supposons que, *modulo* renommage, chaque flux opérationnel atomique n'apparaît qu'une fois dans un flux opérationnel, e.g. $S((\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow \alpha) = S((\alpha_1 \rightarrow \beta) \rightarrow \alpha_2)$.

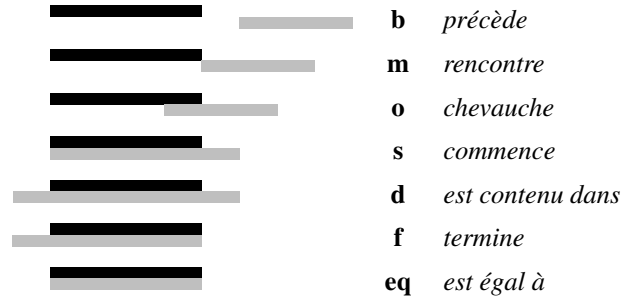


FIGURE 4 – Les relations de l'algèbre d'intervalles de Allen.

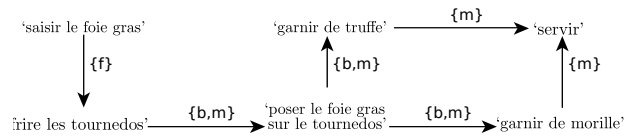


FIGURE 5 – Un réseau de contraintes qualitatives représentant la recette 3a.

de base est $\{<, =, >\}$. D'autres algèbres ont été proposées pour étendre l'algèbre de Allen. Un exemple intéressant est celui de \mathcal{INDU} [19] qui étend l'ensemble des relations de Allen en les combinant avec trois relations, $<$, $=$ et $>$, sur la durée des intervalles. Par exemple, $i \{m^<\} j$ signifie que la fin de i coïncide avec le début de j et que la durée de i est plus petite que celle de j . Pour sept des relations d'Allen, il n'y a qu'une seule relation de durée possible (e.g. $i \{d\} j$ implique que la durée de i est plus petite que la durée de j). Pour les six autres, les trois relations de durée sont possibles. On obtient ainsi 25 relations de base.

Dans les algèbres qualitatives, les inférences peuvent être mises en œuvre en considérant les individus comme les nœuds d'un réseau de contraintes, dans le cadre de la résolution de problèmes de contraintes [13, 16]. Dans les réseaux de contraintes qualitatives (RCQ) ainsi définis, les arcs sont étiquetés par des sous-ensembles de l'ensemble \mathfrak{B} des relations de base, indiquant une disjonction de relations. Une des tâches réalisables dans un RCQ est la construction d'un scénario, i.e. la construction d'un sous-ensemble cohérent de relations entre les individus représentés dans le réseau.

De manière formelle, un réseau de contraintes qualitatives \mathcal{N} est un couple (V, C) , où V est un ensemble de variables représentant des individus (objets temporels) et C est un ensemble de contraintes de la forme (V_i, V_j, C_{ij}) avec $V_i, V_j \in V$ et $C_{ij} \in 2^{\mathfrak{B}}$. Un réseau est cohérent s'il est possible de trouver une valuation pour les variables de V qui est telle qu'une relation de chaque C_{ij} soit satisfaite.

À notre avis, l'algèbre de relations \mathcal{INDU} est la plus

Faire frire le tournedos dans le beurre. 30 secondes avant que le tournedos ne soit cuit, saisir le foie gras. Poser le foie gras sur le tournedos, garnir avec de fines tranches de truffes et servir immédiatement. Si vous n'avez pas de truffe, vous pouvez utiliser des morilles.

(a) Texte d'une recette.

$$\left[\begin{array}{l} \text{'frire le tournedos'} \\ \text{'saisir le foie gras'} \end{array} \right] \rightarrow \text{'poser le foie gras sur le tournedos'} \rightarrow \left(\begin{array}{l} \text{'garnir de truffe'} \\ \text{'garnir de morille'} \end{array} \right) \rightarrow \text{'servir'}$$

(b) flux opérationnel associé.

FIGURE 3 – Un exemple tiré du domaine culinaire

appropriée pour représenter les relations temporelles entre et au sein d'activités, mais comme l'algèbre des intervalles est plus simple, nous allons l'utiliser pour illustrer notre démarche. Nous gardons toutefois à l'esprit qu'*INDU* peut la remplacer facilement. La figure 5 montre une représentation de la recette de la figure 3a sous la forme d'un réseau de contraintes qualitatives utilisant l'algèbre d'intervalles de Allen : ce langage n'est pas suffisamment expressif pour rendre compte d'une disjonction avec plusieurs options. Représenter les relations entre ces options et les autres intervalles est également problématique, car une (au moins) des options ne sera pas réalisée.

4 Une sémantique en théorie des modèles des flux opérationnels et des algèbres temporelles

4.1 Une sémantique des flux opérationnels

Un flux opérationnel représente une définition de processus et chacune de ses exécutions donne une instance de processus. Cette notion d'instance de processus va être utilisée pour définir une sémantique du formalisme des flux opérationnels. L'idée est qu'un modèle d'un flux opérationnel est une exécution de ce flux.

L'interprétation d'un flux opérationnel dans un modèle donné est un événement, correspondant à une exécution de ce flux par un agent. Le domaine d'interprétation est l'ensemble Ω des *événements élémentaires*. Un *événement* est un sous-ensemble de Ω . L'ensemble vide est l'élément impossible et est la seule interprétation possible d'un flux opérationnel insatisfiable.

Un événement se déroule dans le temps. Dans cet article, le temps est représenté de façon linéaire par l'ensemble des rationnels, \mathbb{Q} , et chaque événement peut être mis en correspondance avec un sous-ensemble de \mathbb{Q} .

Interprétations. Une interprétation m est un triplet $(\Omega, \llbracket \cdot \rrbracket, \Theta)$ où :

- Ω est un ensemble non vide (d'événements élémentaires) ;

- $\llbracket \cdot \rrbracket$ est une fonction associant à un flux opérationnel $\varphi \in \mathcal{W}$ un événement $\llbracket \varphi \rrbracket \in 2^\Omega$;
- Θ est une fonction associant à un événement E un sous-ensemble fermé et borné $\Theta(E)$ de \mathbb{Q} tel que :
 - $\Theta(\emptyset) = \emptyset$ (i.e. l'événement impossible ne peut pas arriver) ;
 - Si $E \neq \emptyset$, alors $\Theta(E) \neq \emptyset$ (i.e. tout événement possible arrive effectivement) ;
 - $\Theta(E \cup F) = \Theta(E) \cup \Theta(F)$ pour $E, F \in 2^\Omega$.

Une interprétation est un modèle d'un flux opérationnel φ si elle associe à φ un événement possible : $\llbracket \varphi \rrbracket \neq \emptyset$.

Conjonction. La conjonction de deux flux opérationnels représente une activité complexe sans contrainte particulière entre les termes de la conjonction. Par conséquent, l'événement correspondant à la conjonction est l'union des événements de chaque terme, à moins qu'un des termes soit non satisfait par l'interprétation m , auquel cas la conjonction n'est pas non plus satisfaite par m .

$$\llbracket \left(\begin{array}{l} \varphi \\ \psi \end{array} \right) \rrbracket = \begin{cases} \llbracket \varphi \rrbracket \cup \llbracket \psi \rrbracket & \text{si } \llbracket \varphi \rrbracket \neq \emptyset \text{ et } \llbracket \psi \rrbracket \neq \emptyset \\ \emptyset & \text{sinon} \end{cases}$$

Sequence. La séquence de deux flux opérationnels est leur conjonction avec une contrainte additionnelle spécifiant que la première activité doit être finie avant que la deuxième commence.

$$\llbracket (\varphi \rightarrow \psi) \rrbracket = \begin{cases} \llbracket \varphi \rrbracket \cup \llbracket \psi \rrbracket & \text{si } \llbracket \varphi \rrbracket \neq \emptyset, \llbracket \psi \rrbracket \neq \emptyset \\ & \text{et } \max \Theta(\llbracket \varphi \rrbracket) \leq \min \Theta(\llbracket \psi \rrbracket) \\ \emptyset & \text{sinon} \end{cases}$$

Disjonction. L'exécution d'une disjonction de deux flux opérationnels est l'exécution de l'un d'entre eux.

$$\llbracket \left(\begin{array}{l} \varphi \\ \psi \end{array} \right) \rrbracket = \llbracket \varphi \rrbracket \text{ ou } \llbracket \left(\begin{array}{l} \varphi \\ \psi \end{array} \right) \rrbracket = \llbracket \psi \rrbracket$$

Boucle. Une boucle correspond à la répétition d'une activité (i.e. à une instantiation multiple et en séquence de plusieurs instances de la même définition de processus). Soit $\varphi \uparrow n = (\dots(\varphi \rightarrow \varphi) \rightarrow \dots \rightarrow \varphi)$, i.e. :

- $\varphi \uparrow 1 = \varphi$
- $\varphi \uparrow (n+1) = (\varphi \uparrow n) \rightarrow \varphi$

On peut, sur la base de cette notation, définir la sémantique de la boucle comme suit :

$$\text{Il existe } n \geq 1 \text{ tel que } \llbracket \llbracket \varphi \rrbracket \rrbracket = \llbracket \varphi \uparrow n \rrbracket$$

Inférences. Trois inférences déductives sont considérées : la vérification de la satisfiabilité, de la subsumption et de l'équivalence. Un flux opérationnel est dit satisfiable s'il possède un modèle. Un flux opérationnel φ est subsumé par un flux opérationnel χ ($\varphi \sqsubseteq \chi$) si toute exécution de φ est une exécution de χ : pour toute interprétation m , si m est un modèle de φ alors m est un modèle de χ , et $\llbracket \varphi \rrbracket = \llbracket \chi \rrbracket$. Deux flux opérationnels φ et χ sont équivalents ($\varphi \equiv \chi$) si $\varphi \sqsubseteq \chi$ et $\chi \sqsubseteq \varphi$. \sqsubseteq est un préordre sur \mathcal{W} et \equiv est une relation d'équivalence sur \mathcal{W} .

Propriétés. Tout flux opérationnel $\varphi \in \mathcal{W}$ est satisfiable². Il faut noter que quand un flux opérationnel atomique apparaît plusieurs fois dans un flux opérationnel, chacune de ses occurrences est interprétée indépendamment des autres (ce qui permet, par exemple, que $\alpha \rightarrow \alpha$ soit satisfiable). Cette propriété est vérifiée pour les flux opérationnels dans le formalisme \mathcal{W} qui empêche, par exemple, la représentation de flux opérationnels insatisfiables tels que $\boxed{\alpha} \leftrightarrow \boxed{\beta}$.

Modulo l'équivalence, la disjonction et la boucle sont idempotentes, la conjonction et la disjonction sont commutatives et associatives et la disjonction est autodistributive. Autrement écrit, pour $\varphi, \chi, \psi \in \mathcal{W}$:

$$\begin{aligned} \langle \varphi \rangle &\equiv \varphi & \llbracket \llbracket \varphi \rrbracket \rrbracket &\equiv \llbracket \varphi \rrbracket & \begin{bmatrix} \varphi \\ \chi \end{bmatrix} &\equiv \begin{bmatrix} \chi \\ \varphi \end{bmatrix} & \langle \varphi \rangle &\equiv \langle \chi \rangle \\ \begin{bmatrix} \varphi \\ \chi \\ \psi \end{bmatrix} &\equiv \begin{bmatrix} \varphi \\ \chi \\ \psi \end{bmatrix} & \langle \varphi \rangle &\equiv \langle \varphi \rangle & \langle \chi \rangle &\equiv \langle \chi \rangle & \langle \psi \rangle &\equiv \langle \psi \rangle \end{aligned}$$

(les preuves sont immédiates). Ces équivalences rendent possible la simplification de conjonctions (resp., disjonctions) emboîtées : elles sont équivalentes à des conjonctions (resp., disjonctions) « plates » de multiensembles

2. On peut montrer cela par récurrence sur la taille d'un flux opérationnel où cette taille est définie par $t = a + c$ avec a le nombre de concepts atomiques apparaissant dans le flux opérationnel et c le nombre de constructeurs qu'il contient — p. ex., $t = 3$ pour $\alpha \rightarrow \beta$.

(resp., ensembles) de flux opérationnels. Par exemple :

$$\begin{bmatrix} \alpha \\ \beta \\ \alpha \\ \gamma \end{bmatrix} \equiv \begin{bmatrix} \alpha \\ \alpha \\ \beta \\ \gamma \end{bmatrix} \quad \langle \begin{bmatrix} \alpha \\ \beta \\ \alpha \\ \gamma \end{bmatrix} \rangle \equiv \langle \begin{bmatrix} \alpha \\ \beta \\ \gamma \end{bmatrix} \rangle$$

Le fait qu'une boucle soit une séquence itérée implique les équivalences et subsumptions suivantes :

$$\begin{aligned} \varphi \rightarrow \llbracket \varphi \rrbracket &\equiv \llbracket \varphi \rrbracket \rightarrow \varphi & \llbracket \llbracket \varphi \rrbracket \rrbracket &\equiv \llbracket \varphi \rrbracket \rightarrow \varphi \\ \varphi &\sqsubseteq \llbracket \varphi \rrbracket & \llbracket \varphi \rrbracket &\rightarrow \varphi \sqsubseteq \llbracket \varphi \rrbracket \end{aligned}$$

Notons également les propriétés suivantes :

$$\text{pour } \varphi, \chi \in \mathcal{W}, \quad \varphi \sqsubseteq \langle \varphi \rangle \quad \varphi \rightarrow \chi \sqsubseteq \begin{bmatrix} \varphi \\ \chi \end{bmatrix}$$

Finalement, si φ , un sous-flux de Φ (au sens de $\varphi \in S(\Phi)$), est généralisé (au sens de \sqsubseteq), alors Φ est généralisé. Formellement, cela signifie que si $\Phi, \Psi, \varphi, \psi \in \mathcal{W}$ est tel que $\varphi \in S(\Phi)$, $\varphi \sqsubseteq \psi$ et Ψ est obtenu en substituant (une occurrence de) φ par ψ dans Φ , alors $\Phi \sqsubseteq \Psi$. Cela peut être prouvé en prouvant d'abord les lemmes suivants, pour $\varphi, \chi, \psi \in \mathcal{W}$ tels que $\varphi \sqsubseteq \psi$:

$$\begin{bmatrix} \varphi \\ \chi \end{bmatrix} \sqsubseteq \begin{bmatrix} \psi \\ \chi \end{bmatrix} \quad \varphi \rightarrow \chi \sqsubseteq \psi \rightarrow \chi \quad \langle \varphi \rangle \sqsubseteq \langle \psi \rangle \quad \llbracket \varphi \rrbracket \sqsubseteq \llbracket \psi \rrbracket$$

Puis le résultat est prouvé par récurrence sur la profondeur de φ dans Φ .

4.2 Une sémantique pour les algèbres d'intervalles

Les algèbres d'intervalles expriment des relations temporelles dans des couples d'intervalles formels. Les intervalles *formels* (i.e. éléments du formalisme) sont généralement interprétés comme étant des intervalles *numériques* de \mathbb{Q} , et les relations entre deux intervalles numériques peuvent être définies à l'aide de relations entre leurs bornes, comme défini dans [1]. En interprétant les intervalles formels par des intervalles numériques, il est facile de réutiliser ces définitions pour proposer une sémantique.

Interprétations. Une interprétation m est composée de la fonction $\llbracket \cdot \rrbracket$ associant à un intervalle formel un intervalle numérique fermé, borné et non réduit à un point. Une interprétation m est un modèle d'un réseau de contraintes qualitatives $\mathcal{N} = (V, C)$ s'il satisfait toutes ses contraintes :

$$m \models \mathcal{N} \text{ si, pour tout } (V_i, V_j, C_{ij}) \in C, m \models V_i C_{ij} V_j$$

La sémantique des relations est définie comme suit :

- $m \models i R j$ si $m \models i \{r\} j$ pour un $r \in R$;

- $m \models i \{b\} j$ si $\max \llbracket i \rrbracket < \min \llbracket j \rrbracket$;
- $m \models i \{m\} j$ si $\max \llbracket i \rrbracket = \min \llbracket j \rrbracket$;
- $m \models i \{o\} j$ si $\min \llbracket i \rrbracket < \min \llbracket j \rrbracket$, $\max \llbracket i \rrbracket > \min \llbracket j \rrbracket$ et $\max \llbracket i \rrbracket < \max \llbracket j \rrbracket$;
- $m \models i \{s\} j$ si $\min \llbracket i \rrbracket = \min \llbracket j \rrbracket$ et $\max \llbracket i \rrbracket < \max \llbracket j \rrbracket$;
- $m \models i \{d\} j$ si $\min \llbracket i \rrbracket > \min \llbracket j \rrbracket$ et $\max \llbracket i \rrbracket < \max \llbracket j \rrbracket$;
- $m \models i \{f\} j$ si $\min \llbracket i \rrbracket > \min \llbracket j \rrbracket$ et $\max \llbracket i \rrbracket = \max \llbracket j \rrbracket$;
- $m \models i \{eq\} j$ si $\min \llbracket i \rrbracket = \min \llbracket j \rrbracket$ et $\max \llbracket i \rrbracket = \max \llbracket j \rrbracket$;
- $m \models i \{r^{\sim}\} j$ si $m \models j \{r\} i$, avec r^{\sim} défini par $p^{\sim} = pi$, $m^{\sim} = mi$, $o^{\sim} = oi$, $s^{\sim} = si$, $d^{\sim} = di$ et $f^{\sim} = fi$.

Inférences. Trois inférences de base sont considérées : la vérification de la satisfiabilité (ou cohérence), de l'implication et de l'équivalence. Un RCQ \mathcal{N} est cohérent s'il a au moins une solution, c'est-à-dire une instantiation de ses variables telle que toutes ses contraintes sont satisfaites. Une telle solution est équivalente à un modèle de \mathcal{N} . Un RCQ \mathcal{N}_1 entraîne un RCQ \mathcal{N}_2 ($\mathcal{N}_1 \models \mathcal{N}_2$) si tout modèle du premier est un modèle du second. \mathcal{N}_1 est équivalent à \mathcal{N}_2 ($\mathcal{N}_1 \equiv \mathcal{N}_2$) si $\mathcal{N}_1 \models \mathcal{N}_2$ et $\mathcal{N}_2 \models \mathcal{N}_1$.

Tester la cohérence d'un RCQ se fait généralement à l'aide d'un algorithme de propagation de contraintes [2] s'appuyant sur la cohérence de chemin et sur une table de composition des relations [20]. Ce test de cohérence est NP-complet [28]. La table de composition indique, par exemple, que la composition de $\{f\}$ et $\{m\}$ donne $\{m\}$, ce qui signifie que si $i \{f\} j$ et $j \{m\} k$ alors $i \{m\} k$.

5 Extension des flux opérationnels par une algèbre temporelle

Ainsi que cela a été discuté en introduction, ni les flux opérationnels tels que définis actuellement, ni les algèbres qualitatives, n'ont un pouvoir expressif suffisant pour représenter pleinement toutes les relations temporelles possibles dans l'exécution de tâches complexes. L'expressivité temporelle des flux opérationnels est limitée à une contrainte de précédence (exprimée dans les séquences) alors que les algèbres qualitatives sont limitées par leur absence d'alternatives et de répétitions (représentées par les disjonctions et les boucles des flux opérationnels).

Cet article suggère d'annoter les flux opérationnels par des intervalles formels de l'algèbre de Allen. Dans la section 4.1, nous avons défini la fonction Θ associant aux événements des flux opérationnels des sous-ensembles de \mathbb{Q} . La fermeture convexe de chacun de ces sous-ensembles est un intervalle numérique, comme l'est chaque interprétation d'un intervalle formel, comme définie dans la section 4.2. Par conséquent, il est possible d'associer aux flux opérationnels des intervalles formels, de façon

à spécifier des contraintes qualitatives sur leurs temps d'exécution.

5.1 Syntaxe

Le langage des flux opérationnels étendus, $\mathcal{W}_{\mathfrak{B}}$, est une combinaison du langage des flux opérationnels, \mathcal{W} , et d'une algèbre qualitative \mathfrak{B} sur les intervalles, p. ex., l'algèbre de Allen. Si φ est un flux opérationnel (avec $S(\varphi)$ l'ensemble des flux opérationnels qu'il contient) et $\mathcal{N} = (V, C)$ est un réseau de contraintes qualitatives, alors (φ, \mathcal{N}) est un flux opérationnel étendu. On se donne une injection \mathcal{R} de $S(\varphi)$ dans V telle que l'intervalle correspondant à φ s'écrit $\mathcal{R}(\varphi)$. La figure 6 présente le flux opérationnel représentant la recette de la figure 3a, combinant le pouvoir expressif des flux opérationnels et des algèbres qualitatives.

Dans ce formalisme, on interdit d'exprimer des relations entre deux intervalles formels correspondant l'un à un flux opérationnel à l'intérieur d'une boucle et l'autre à un flux opérationnel à l'extérieur de cette boucle. Cela ne limite pas l'expressivité car il est possible d'exprimer la relation à l'extérieur de la boucle. Ainsi, dans $\alpha \rightarrow (\beta)$, une relation peut être exprimée entre $\mathcal{R}(\alpha)$ et $\mathcal{R}(\beta)$ mais pas entre $\mathcal{R}(\alpha)$ et $\mathcal{R}(\beta)$.

5.2 Sémantique

Les sémantiques décrites aux sections 4.1 et 4.2 peuvent être combinées.

Une interprétation m d'un flux opérationnel étendu est un triplet $(\Omega, \llbracket \cdot \rrbracket, \Theta)$, où :

- Ω est un ensemble non vide ;
- Θ est une fonction associant à un événement $E \subseteq \Omega$ un ensemble fermé et borné $\Theta(E) \subseteq \mathbb{Q}$ tel que :
 - $\Theta(\emptyset) = \emptyset$;
 - Si $E \neq \emptyset$ alors $\Theta(E) \neq \emptyset$;
 - $\Theta(E \cup F) = \Theta(E) \cup \Theta(F)$ pour tout $E, F \in 2^\Omega$;
- $\llbracket \cdot \rrbracket$ est une fonction qui
 - à un flux opérationnel (classique) $\varphi \in \mathcal{W}$ associe un événement $\llbracket \varphi \rrbracket \in 2^\Omega$;
 - à un intervalle formel i associe $\llbracket i \rrbracket \subseteq \mathbb{Q}$, un intervalle numérique fermé, borné et non réduit à un point ;
 - à un flux opérationnel étendu $(\varphi, \mathcal{N}) \in \mathcal{W}_{\mathfrak{B}}$ associe un événement $\llbracket (\varphi, \mathcal{N}) \rrbracket \in 2^\Omega$ tel que :

$$\llbracket (\varphi, \mathcal{N}) \rrbracket = \begin{cases} \llbracket \varphi \rrbracket & \text{si } \llbracket \varphi \rrbracket \neq \emptyset, m \models \mathcal{N} \text{ et} \\ & \text{pour tout } \psi \in S(\varphi), \\ & \Theta(\llbracket \psi \rrbracket) = \llbracket \mathcal{R}(\psi) \rrbracket \\ \emptyset & \text{sinon} \end{cases}$$

où $\widehat{\vartheta}$ est la fermeture convexe du sous-ensemble ϑ de \mathbb{Q} (i.e. le plus petit intervalle numérique contenant ϑ).

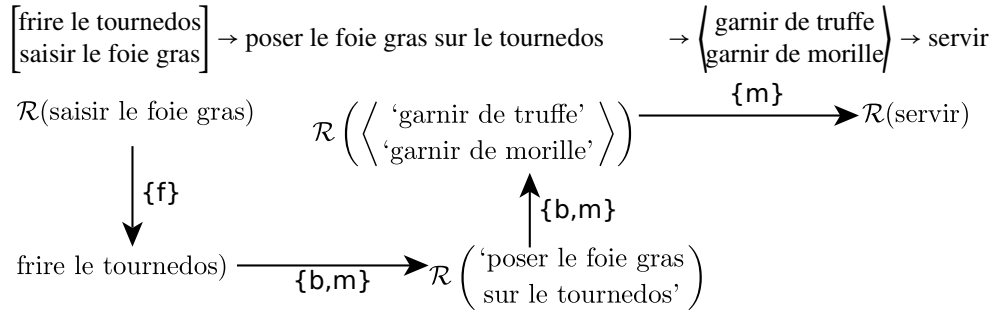


FIGURE 6 – Flux opérationnel étendu associé à la recette 3a.

Un flux opérationnel $\varphi \in \mathcal{W}$ est assimilé à un flux opérationnel étendu (φ, \emptyset) où \emptyset dénote le RCQ vide. \mathcal{W} est ainsi plongé dans $\mathcal{W}_{\mathfrak{B}}$.

5.3 Propriétés

(φ, \mathcal{N}) est satisfiable s'il a un modèle. $(\varphi_1, \mathcal{N}_1) \sqsubseteq (\varphi_2, \mathcal{N}_2)$ si, pour tout modèle m de $(\varphi_1, \mathcal{N}_1)$, m est un modèle de $(\varphi_2, \mathcal{N}_2)$ et $\llbracket \varphi_1 \rrbracket = \llbracket \varphi_2 \rrbracket$. $(\varphi_1, \mathcal{N}_1) \sqsubseteq (\varphi_2, \mathcal{N}_2)$ si $(\varphi_1, \mathcal{N}_1) \sqsubseteq (\varphi_2, \mathcal{N}_2)$ et $(\varphi_2, \mathcal{N}_2) \sqsubseteq (\varphi_1, \mathcal{N}_1)$. Ces inférences étendent les inférences de \mathcal{W} : (φ, \emptyset) est satisfiable ssi φ est satisfiable (i.e. toujours); $(\varphi_1, \emptyset) \sqsubseteq (\varphi_2, \emptyset)$ ssi $\varphi_1 \sqsubseteq \varphi_2$; $(\varphi_1, \emptyset) \sqsubseteq (\varphi_2, \emptyset)$ ssi $\varphi_1 \sqsubseteq \varphi_2$.

Pour tout $(\varphi, \mathcal{N}) \in \mathcal{W}_{\mathfrak{B}}$, il existe $(\varphi', \mathcal{N}') \in \mathcal{W}_{\mathfrak{B}}$ qui est équivalent et tel que φ' ne contient pas de séquence. (φ', \mathcal{N}') est dit sans séquence. Cela peut être montré grâce à l'équivalence $(\varphi, \mathcal{N}) \sqsubseteq (\varphi_1, \mathcal{N}_1)$ où (φ, \mathcal{N}) est un flux opérationnel étendu tel qu'il existe $\chi \rightarrow \psi \in S(\varphi)$, φ_1 est obtenu en remplaçant $\chi \rightarrow \psi$ par $\left[\begin{array}{l} \chi \\ \psi \end{array} \right]$ et $\mathcal{N}_1 = \mathcal{N} \cup \{\mathcal{R}(\chi) \{b, m\} \mathcal{R}(\psi)\}$: l'application répétée de gauche à droite de cette équivalence finit par donner un flux opérationnel étendu sans séquence appelé le flux opérationnel sans séquence associé à (φ, \mathcal{N}) . Par exemple :

$$(\alpha \rightarrow \beta \rightarrow \gamma, \emptyset) \sqsubseteq \left(\left[\begin{array}{l} \alpha \\ \beta \\ \gamma \end{array} \right], \left\{ \begin{array}{l} \mathcal{R}(\alpha) \{b, m\} \mathcal{R}(\beta), \\ \mathcal{R}(\beta) \{b, m\} \mathcal{R}(\gamma) \end{array} \right\} \right)$$

Soit (φ, \mathcal{N}) un flux opérationnel étendu sans séquence. Si \mathcal{N} est satisfiable alors (φ, \mathcal{N}) est satisfiable. La réciproque n'est pas vraie en général, comme le contre-exemple suivant le montre :

$$(\varphi, \mathcal{N}) = \left(\left[\begin{array}{l} \alpha \\ \beta \\ \gamma \\ \delta \end{array} \right], \begin{array}{ccc} & \mathcal{R}(\alpha) & \\ \{b\} \nearrow & & \searrow \{b\} \\ & \mathcal{R}(\delta) \longleftarrow \mathcal{R}(\gamma) & \end{array} \right)$$

(φ, \mathcal{N}) est satisfiable bien que \mathcal{N} ne le soit pas.

Cependant, nous considérons que manipuler des flux opérationnels étendus (φ, \mathcal{N}) tels que \mathcal{N} est insatisfiable n'est pas souhaitable, d'où l'introduction de la notion de satisfiabilité forte : $(\varphi, \mathcal{N}) \in \mathcal{W}_{\mathfrak{B}}$ est fortement satisfiable si \mathcal{N}' est satisfiable, où (φ', \mathcal{N}') est le flux opérationnel sans séquence associé à (φ, \mathcal{N}) . La satisfiabilité forte entraîne la satisfiabilité. Puisque la mise sous forme sans séquence est polynomiale et que la satisfiabilité d'un réseau de contraintes qualitatives est NP-complète, la satisfiabilité forte d'un flux opérationnel est également NP-complète.

Soit $(\varphi_1, \mathcal{N}_1)$ et $(\varphi_2, \mathcal{N}_2)$ deux flux opérationnels étendus. Si $\varphi_1 \sqsubseteq \varphi_2$ et $\mathcal{N}_1 \models \mathcal{N}_2$ alors $(\varphi_1, \mathcal{N}_1) \sqsubseteq (\varphi_2, \mathcal{N}_2)$.

6 Discussion et travaux connexes

De nombreux travaux se sont déjà attachés à proposer une base formelle correcte pour les flux opérationnels. Nous présentons rapidement certains de ces formalismes puis nous discutons en détail l'utilisation des réseaux de Pétri pour ce même objectif. Nous analysons ensuite les points faibles des algèbres qualitatives qui les rendent insuffisantes pour représenter des processus et discutons de quelques approches qui pourraient compenser ces points faibles.

Formalismes comparables. Le premier objectif des travaux portant sur la définition d'une formalisation des flux opérationnels est de fournir une sémantique exécutable pour aider au fonctionnement des systèmes de gestion de flux opérationnels ainsi qu'un mécanisme de validation (vérification de cohérence). La plupart des travaux s'appuient sur les algèbres de processus car, comme ces algèbres sont précisément développées pour décrire des processus reliés, elles sont parfaitement adaptées pour représenter des flux opérationnels.

Un exemple connu utilise le π -calcul [18], tandis que d'autres travaux plus récents ont étudié l'utilisation du langage des *Communicating Sequential Processes*, développé pour décrire des systèmes concurrents [30]. Une

alternative, l'utilisation de *statecharts*, un formalisme très proche des flux opérationnels défini pour les systèmes réactifs, est proposée dans [29]. Bien que tous ces modèles proposent de solides fondations pour les flux opérationnels, il semble difficile d'y intégrer des contraintes temporelles.

Flux opérationnels et réseaux de Petri. Les flux opérationnels ont longtemps été plus ou moins associés aux réseaux de Pétri, mais la première modélisation sérieuse ne date que de 1993 [5]. Le cadre le plus utilisé aujourd'hui est celui des réseaux de flux opérationnels, décrits dans [24].

Les réseaux de Pétri sont intéressants car ils possèdent de nombreuses extensions, en particulier pour représenter des connaissances temporelles plus fines, qui peuvent alors être intégrées dans les modèles de flux opérationnels, par le biais de la notion de réseaux de flux opérationnels temporisés (voir notamment [10] et [22]).

Des durées, ou des intervalles de temps pendant lesquels le franchissement est possible, sont associés aux transitions. Cela permet de bien exprimer des relations temporelles entre les activités si la durée de chaque activité est connue précisément (et non variable d'une exécution à l'autre). Dans les autres cas cependant, il semble qu'on perde certaines ou toutes les relations entre les moments où ont lieu les activités, relations qui seraient exprimables dans l'algèbre d'intervalles de Allen.

En revanche, le langage de flux opérationnels étendus \mathcal{W}_{INDU} , qui utilise l'algèbre temporelle $INDU$ (ajoutant ainsi la possibilité d'exprimer les durées des activités), rend possible d'exprimer à la fois les contraintes des réseaux de flux opérationnels temporisés et les relations de Allen.

De plus, la définition d'algorithmes pour vérifier la cohérence des réseaux de flux opérationnels temporisés est un problème non résolu pour un certain nombre de formalismes, voir par exemple [23]. En revanche la satisfiabilité des flux opérationnels étendus peut être calculée grâce aux algorithmes classiques de satisfiabilité pour les RCQ.

Algèbres qualitatives. Afin de renforcer l'efficacité calculatoire de son modèle, Allen a explicitement interdit la disjonction, sauf pour la disjonction de relations entre deux intervalles [2]. À notre connaissance, aucun progrès n'a été réalisé sur cet aspect. De ce fait, la seule manière de raisonner sur un réseau contenant des disjonctions d'intervalles serait de le représenter sous une forme normale disjonctive — soit, sous la forme d'une disjonction de réseaux — et d'appliquer les algorithmes existants sur chaque réseau normalisé, générant ainsi une croissance exponentielle en rapport avec le nombre de disjonctions dans le réseau d'origine.

Les boucles, quant à elles, pourraient être représentées en utilisant des intervalles cycliques comme proposé par [17] mais dans ce cas, des relations fondamentales comme la précédence perdent toute signification. Si nous

voulons affecter à chaque activité distincte d'une boucle un intervalle correspondant à la fermeture convexe de ses occurrences, nous pouvons utiliser le modèle des intervalles généralisés proposé dans [9] et ainsi représenter les relations entre les instances des différentes activités incluses dans la boucle.

7 Conclusion et perspectives

Cet article présente un formalisme de flux opérationnels étendus intégrant une algèbre qualitative. À cette fin, une syntaxe a été définie pour les flux opérationnels et une sémantique commune aux flux opérationnels et aux algèbres qualitatives d'intervalles a été proposée. Cela a rendu possible non seulement de proposer un formalisme comprenant à la fois des flux opérationnels et des algèbres d'intervalles, mais aussi de décrire des propriétés et des inférences sur les flux opérationnels et les flux opérationnels étendus.

Il faut garder à l'esprit que le but principal du papier était d'établir un lien entre les deux formalismes qui puisse être utilisé afin de représenter des connaissances de natures similaires dans deux types de formalismes, celui des flux opérationnels et celui des algèbres qualitatives. Le but premier n'était donc pas tant de créer un nouveau formalisme que de créer un langage intermédiaire, fondé sur une sémantique commune, afin de permettre la communication entre un système utilisant des flux opérationnels et un système raisonnant sur des algèbres qualitatives temporelles.

Cela explique que les questions algorithmiques n'étaient pas centrales dans cet article. Une première perspective est de se pencher sur ces questions, en particulier sur l'étude de la complexité des inférences et sur la conception d'algorithmes efficaces. À terme, nous envisageons de développer un moteur d'inférences fondé sur le formalisme étendu. Nous voulons aussi examiner comment deux systèmes à base de connaissances construits l'un sur des flux opérationnels classiques et l'autre sur une algèbre qualitative pourrait échanger des connaissances (notamment le résultat de leurs inférences) en s'appuyant sur cette sémantique commune.

Par ailleurs, il devrait être possible d'étendre la sémantique proposée, et ainsi, le cadre, à d'autres formalismes décrivant des connaissances similaires sur les processus. ConGolog [4] est une application intéressante, candidate pour cette étude.

Comme indiqué à la section 2, les disjonctions et les boucles peuvent dépendre de conditions. Ce travail, comme beaucoup d'autres travaux dans ce domaine, a choisi d'ignorer cela provisoirement, mais il pourrait être étendu facilement, par exemple en utilisant une logique classique \mathcal{L} , comme la logique propositionnelle, ce qui conduirait au langage $\mathcal{W}_{\exists, \mathcal{L}}$. Un nouveau constructeur,

la disjonction conditionnelle, serait introduit de la façon suivante : si φ et ψ sont deux flux opérationnels étendus et p est une proposition de \mathcal{L} , $\langle p \varphi \psi \rangle$ est une disjonction conditionnelle. Intuitivement, si p est vrai, le flux opérationnel φ est exécuté, sinon, c'est ψ . La représentation de la recette en figure 6 pourrait être complétée en remplaçant $\left\langle \begin{array}{l} \text{garnir de truffe} \\ \text{garnir de morille} \end{array} \right\rangle$ par $\left\langle \begin{array}{l} \text{a_des_truffes} \text{ garnir de truffe} \\ \text{garnir de morille} \end{array} \right\rangle$. La sémantique pourrait être étendue comme suit :

- La fonction d'interprétation pourrait être étendue sur les propositions : $p \in \mathcal{L}$ aurait pour image une valeur de $\{\text{faux}, \text{vrai}\}$;
- $\llbracket \langle p \varphi \psi \rangle \rrbracket = \begin{cases} \llbracket \varphi \rrbracket & \text{si } \llbracket p \rrbracket = \text{vrai} \\ \llbracket \psi \rrbracket & \text{sinon} \end{cases}$

Une logique classique ne serait pas suffisante pour les conditions des boucles, puisque la même expression conditionnelle devra être évaluée avec des valeurs différentes, pour permettre d'arrêter la boucle. Certaines logiques temporelles pourraient être adéquates pour exprimer des conditions de boucle, mais un mécanisme doit être défini pour permettre leur interaction avec les activités des flux opérationnels.

Références

- [1] James F. Allen. An interval-based representation of temporal knowledge. In *Proceedings 7th International Joint Conference on Artificial Intelligence (IJCAI 1981)*, pages 221–226, 1981.
- [2] James F. Allen. Maintaining knowledge about temporal intervals. *Communications of the ACM*, 26(11) :832–843, November 1983.
- [3] Giampio Bracchi and Barbara Pernici. The design requirements of office systems. *ACM Transactions on Information Systems (TOIS)*, 2(2) :151–170, 1984.
- [4] Giuseppe De Giacomo, Yves Lespérance, and Hector J. Levesque. ConGolog, a concurrent programming language based on the situation calculus. *Artificial Intelligence*, 121(1–2) :109–169, August 2000.
- [5] Clarence Ellis and Gary Nutt. Modeling and enactment of workflow systems. In Marco Ajmone Marsan, editor, *Application and Theory of Petri Nets 1993*, volume 691 of *LNCS*, pages 1–16. Springer, 1993.
- [6] Clarence A. Ellis and Gary J. Nutt. Office information systems and computer science. *ACM Computing Surveys*, 12(1) :27–60, 1980.
- [7] Melanie Hartmann, Marcus Ständer, and Victoria Uren. Adapting workflows to intelligent environments. In *7th International Conference on Intelligent Environments (IE'11)*, pages 9–16. IEEE, July 2011.
- [8] Florence Le Ber, Jean Lieber, and Amedeo Napoli. Représentation temporelle qualitative de recettes de cuisine. In *Cinquième atelier « Représentation et raisonnement sur le temps et l'espace » (RTE 2010)*, pages 25–28, Caen, France, 2010.
- [9] Gérard Ligozat. On generalized interval calculi. In *Proceedings of the 9th National Conference of the American Association for Artificial Intelligence (AAAI)*, pages 234–240. AAAI Press, 1991.
- [10] Sea Ling and Heinz Schmidt. Time Petri nets for workflow modelling and analysis. In *2000 IEEE International Conference on Systems, Man and, Cybernetics*, volume 4, pages 3039–3044. IEEE, 2000.
- [11] Ruopeng Lu, Shazia Sadiq, Vineet Padmanabhan, and Guido Governatori. Using a temporal constraint network for business process execution. In *Proceedings of the 17th Australasian Database Conference*, volume 49, pages 157–166, 2006.
- [12] Bertram Ludäscher, Ilkay Altintas, Chad Berkley, Dan Higgins, Efrat Jaeger, Matthew Jones, Edward A. Lee, Jing Tao, and Yang Zhao. Scientific workflow management and the kepler system. *Concurrency and Computation : Practice and Experience, special issue on workflow in grid systems*, 18(10) :1039–1065, 2006.
- [13] Alan K. Mackworth. Consistency in networks of relations. *Artificial Intelligence*, 8(1) :99–118, 1977.
- [14] Mirjam Minor, Ralph Bergmann, Sebastian Görg, and Kirstin Walter. Towards case-based adaptation of workflows. In Isabelle Bichindaritz and Stefania Montani, editors, *Case-Based Reasoning Research and Development (ICCB 2010)*, volume 6176, pages 421–435, Alessandria, Italie, July 2010. Springer-Verlag.
- [15] Mirjam Minor, Ralph Bergmann, Sebastian Görg, and Kirstin Walter. Adaptation of cooking instructions following the workflow paradigm. In Cindy Marling, editor, *Workshop Proceedings of the Eighteenth International Conference on Case-Based Reasoning (ICCB 2010)*, pages 199–208, Alessandria, Italy, 2010.
- [16] Ugo Montanari. Networks of constraints : Fundamental properties and applications to picture processing. *Information Sciences*, 7 :95–132, 1974.
- [17] Aomar Osmani. Introduction to reasoning about cyclic intervals. In Ibrahim Imam, Yves Kodratoff, Ayman El-Dessouki, and Moonis Ali, editors, *Multiple Approaches to Intelligent Systems*, volume 1611 of *LNCS*, pages 698–706. Springer, 1999.
- [18] Frank Puhmann and Mathias Weske. Using the π -calculus for formalizing workflow patterns. In Wil van der Aalst, Boualem Benatallah, Fabio Casati,

and Francisco Curbera, editors, *Business Process Management*, volume 3649 of *LNCS*, pages 153–168. Springer, 2005.

- [19] Arun K. Pujari, G. Vijaya Kumari, and Abdul Sattar. INDU : An interval & duration network. *Advanced Topics in Artificial Intelligence*, pages 291–303, 1999.
- [20] Eddie Schwalb and Lluís Vila. Temporal constraints : A survey. *Constraints*, 3(2) :129–149, 1998.
- [21] Alfred Tarski. On the calculus of relations. *The Journal of Symbolic Logic*, 6(3) :73–89, 1941.
- [22] Ferucio Laurențiu Țiplea and Geanina Ionela Macovei. Timed workflow nets. In *Seventh International Symposium on Symbolic and Numeric Algorithms for Scientific Computing*. IEEE, 2005.
- [23] Ferucio Laurențiu Țiplea and Geanina Ionela Macovei. Soundness for *S*- and *A*-timed workflow nets is undecidable. *IEEE Transactions on Systems, Man and Cybernetics*, 39(4) :924–932, July 2009.
- [24] Wil. M. van der Aalst. Structural characterizations of sound workflow nets. Technical report, Eindhoven University of Technology, Department of Mathematics and Computing Science, 1996.
- [25] Wil M. van Der Aalst, Arthur H. Ter Hofstede, Bartosz Kiepuszewski, and Alistair P. Barros. Workflow patterns. *Distributed and parallel databases*, 14(1) :5–51, 2003.
- [26] Wil M. van Der Aalst, Arthur H. Ter Hofstede, and Mathias Weske. Business process management : A survey. In *Proceedings of the 1st International Conference on Business Process Management*, volume 2678, pages 1–12. Springer, 2003.
- [27] Marc Vilain and Henry Kautz. Constraint propagation algorithms for temporal reasoning. In *Proceedings of the Fifth National Conference on Artificial Intelligence (AAAI 86)*, pages 377–382, 1986.
- [28] Marc Vilain, Henry Kautz, and Peter van Beek. Constraint propagation algorithms for temporal reasoning : A revised report. In Daniel S. Weld and Johan de Kleer, editors, *Readings in Qualitative Reasoning about Physical Systems*, pages 373–381. Morgan-Kaufman, 1989.
- [29] Dirk Wodtke and Gerhard Weikum. A formal foundation for distributed workflow execution based on state charts. In Foto Afrati and Phokion Kolaitis, editors, *Database Theory (ICDT 97)*, volume 1186 of *LNCS*, pages 230–246. Springer, 1997.
- [30] Peter Y.H. Wong and Jeremy Gibbons. A process-algebraic approach to workflow specification and refinement. In Markus Lumpe and Wim Vanderperren, editors, *Software Composition*, volume 4829 of *LNCS*, pages 51–65. Springer, 2007.