HAL
open science

Modélisation et Analyse de chroniques pour le diagnostic

Ghyslain Maitre, Yannick Pencolé, Audine Subias, Houssam Eddine Gougam

To cite this version:

Ghyslain Maitre, Yannick Pencolé, Audine Subias, Houssam Eddine Gougam. Modélisation et Analyse de chroniques pour le diagnostic. Modélisation des Systèmes Réactifs (MSR 2015), Nov 2015, Nancy, France. hal-01224222

HAL Id: hal-01224222

https://inria.hal.science/hal-01224222v1

Submitted on 4 Nov 2015

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.

Modélisation et Analyse de chroniques pour le diagnostic

Ghyslain Maitre[1], Yannick Pencolé[1], Audine Subias[2], and Houssam Eddine Gougam[2]

[1] CNRS, LAAS, 7 avenue du colonel Roche, F-31400 Toulouse, France
Univ de Toulouse, LAAS, F-31400 Toulouse, France
pencole@laas.fr

[2] CNRS, LAAS, 7 avenue du colonel Roche, F-31400 Toulouse, France
Univ de Toulouse, INSA, LAAS, F-31400 Toulouse, France
subias@laas.fr, gougam@laas.fr

Abstract

Dans cet article nous proposons un modèle de chronique qui peut être vu comme une extension d'un Problème Temporel Simple, permettant d'intégrer dans les chroniques les contraintes d'interdiction représentant l'absence d'un événement dans l'ensemble du comportement modélisé ou sur une partie prédéfinie. Sur la base de cette formalisation nous proposons des critères permettant de caractériser les chroniques et de les comparer afin d'évaluer la pertinence de la base de chroniques utilisée pour le diagnostic. En particulier nous proposons une méthode d'analyse de diagnosticabilité reposant sur un test d'exclusivité des chroniques. Ce test permet de s'assurer que deux chroniques ne peuvent être reconnues par un même flux d'événements généré par le système. Les chroniques sont modélisées par réseaux de Petri temporels et le test d'exclusivité est posé sous forme d'un problème d'atteignabilité et résolu par une méthode de vérification automatique de modèle.

1 Introduction

Les chroniques permettent de représenter le comportement des systèmes dynamiques à un niveau abstrait en termes d'événements et de contraintes temporelles entre les dates d'occurrence de ces événements. Une fois les comportements du système décrits sous cette forme, des outils dits de *reconnaissance de chroniques* permettent de les reconnaitre lorsqu'ils se produisent[7]. Si les comportements considérés correspondent à des situations anormales, la reconnaissance de chroniques peut être utilisée à des fins de diagnostic. En effet, pour chaque chronique reconnue, la faute associée est automatiquement renvoyée comme explication du comportement observé. La reconnaissance de la situation anormale permet d'établir un lien direct entre le symptôme et la faute. La conception de la base de chroniques est une des difficultés du diagnostic à base de chroniques et plusieurs approches existent pour générer automatiquement les chroniques que ce soit à partir de modèles [9] ou par apprentissage [10, 3, 6, 13]. Les performances du diagnostic reposent néanmoins sur la qualité de la base de chroniques que ce soit en terme de la capacité des chroniques à modéliser les situations d'intérêt ou en terme de diagnosticabilité[12]. L'un des problèmes majeurs est que les chroniques classiques modélisent des contraintes sur des événements qui doivent survenir mais en aucun cas des contraintes sur des événements qui ne doivent pas survenir or la discrimination entre symptômes peut également venir du fait qu'un événement observable de l'un ne doit pas être observé dans l'autre. Cette notion d'absence d'événements est donc essentielle pour améliorer la diagnosticabilité d'un système dont la supervision se fait à l'aide d'un système de reconnaissance de chroniques.

Les travaux présentés portent sur une extension formelle de la notion de chroniques intégrant des contraintes sur l'absence d'événements (formalisant ainsi la notion de *noevent* présente dans le reconnaiseur de chroniques proposé par [5]) ainsi que sur l'évaluation de la qualité de telles

chroniques pour le diagnostic de systèmes. Nous proposons en effet des critères permettant de caractériser les chroniques et de les comparer afin d'évaluer la pertinence de la base de chroniques utilisée pour le diagnostic. En particulier nous proposons une méthode d'analyse de diagnosticabilité reposant sur un test d'exclusivité des chroniques.

Le modèle de chronique intégrant l'absence d'un événement est présenté section 2. La section 3 introduit les différents critères d'évaluation des chroniques et de comparaison de chroniques entre elles. La section 4 présente une méthode pour le test d'exclusivité exprimé sous forme d'un problème d'atteignabilité qui est résolu par *model checking*.

2 Vers un modèle de chroniques

De manière informelle, les chroniques sont des motifs temporels définis par des événements et des contraintes temporelles entre les dates d'occurrence des événements. Ainsi les chroniques peuvent être rapprochées des réseaux de contraintes temporelles et plus particulièrement des Problèmes Temporels Simples *STP* (*Simple Temporel Problems*) introduits par Dechter [4].

2.1 Problème Temporel Simple

Un *STP* [4] est un ensemble fini de variables temporelles $\mathcal{X} = \{x_1, \dots x_n\}$ ayant des domaines continus et un ensemble fini d'intervalles $\mathcal{T}$ représentant les contraintes temporelles entre ces variables : chaque intervalle $T_{ij} = [a_{ij}, b_{ij}] \in \mathcal{T}, a_{ij}, b_{ij} \in \mathbb{Q}$ représente la contrainte sur la valeur permissive pour la distance $x_j - x_i$, à savoir $x_j - x_i \leq b_{ij}$ et $x_i - x_j \leq -a_{ij}$. Un *STP* peut être représenté par un *graphe de contraintes* $\mathcal{G} = (\mathcal{X}, \mathcal{A})$ où les nœuds $\mathcal{X}$ sont les variables $\{x_1, \dots x_n\}$ et où $\mathcal{A}$ est un ensemble d'arcs : l'arc $i \to j$ entre x_i et x_j est associé à la contrainte T_{ij}. Un n-uplet $T = (t_1, \dots, t_n)$ est appelé une *solution* du *STP*, si l'instanciation $\{x_1 = t_1 \dots x_n = t_n\}$ satisfait toutes les contraintes. Le graphe des contraintes est dit cohérent, s'il existe au moins une solution.

À chaque *STP* peut également être associé un *graphe de distance* $\mathcal{G}_d = (\mathcal{X}, \mathcal{A}_d)$. À la différence du graphe de contraintes, chaque arc $i \to j$ est associé à l'inéquation linéaire $x_j - x_i \leq c_{ij}$: $c_{ij} = b_{ij}$ si dans le graphe des contraintes on a un arc $i \to j$ associé à $T_{ij} = [a_{ij}, b_{ij}]$, à l'inverse si on a un arc $j \to i$ associé à $T_{ji} = [a_{ji}, b_{ji}]$ alors $c_{ij} = -a_{ji}$. Chaque chemin $i = k_0 \to k_1 \to \dots \to k_m = j$ de i à j dans $\mathcal{G}_d$ induit la contrainte suivante sur la distance $x_j - x_i$: $x_j - x_i \leq \sum_{l=1}^{m} c_{k_{l-1}k_l}$. S'il existe plus d'un chemin de i à j, alors il peut facilement être vérifié que l'intersection (la conjonction) de toutes les contraintes de chemin donne : $x_j - x_i \leq d_{ij}$ où d_{ij} est la longueur du chemin le plus court entre i et j. Il s'en suit que chaque *STP* peut être spécifié par un graphe orienté complet, appelé *graphe direct*, où chaque transition (i, j) est marquée par la longueur du chemin le plus court d_{ij} dans $\mathcal{G}_d$. Ce graphe direct conduit à une représentation plus explicite du *STP*.

Considérons l'exemple de *STP* de *John et Fred* bien connu dans la littérature [4] (voir la figure 1 à gauche.) *John va au travail en voiture ce qui lui prend entre* 30 *et* 40 *minutes; Fred va travailler en covoiturage, ce qui lui prend entre* 40 *et* 50 *minutes. Aujourd'hui, John a quitté la maison entre* 7*h*10 *et* 7*h*20*, et Fred est arrivé au travail entre* 7*h*50 *et* 8*h*10*. De plus, John est arrivé au travail après que Fred ait quitté sa maison, mais pas plus de* 20 *minutes après qu'il soit parti.* Une variable temporelle peut être associée à chaque événement de ce problème. (x_1 et x_2 (resp. x_3 et x_4) représentent John (resp. Fred) quittant la maison et arrivant au travail). A partir d'une origine temporelle fixée (x_0), les instantiations des variables permettant de satisfaire l'ensemble des contraintes constituent les solutions de ce problème et correspondent à

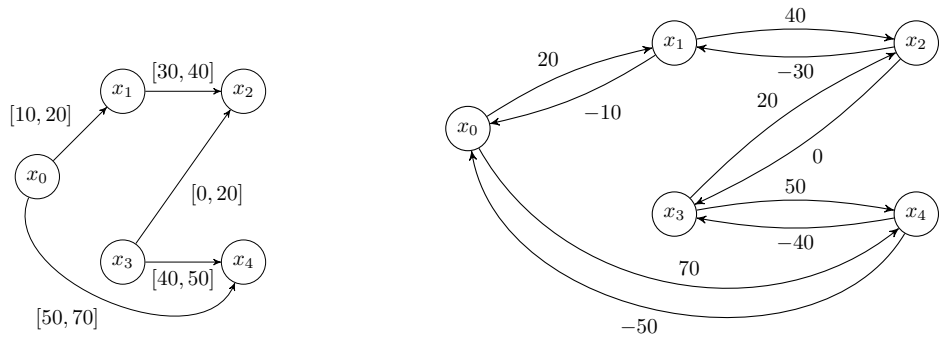

Figure 1: STP : John et Fred repris de [4] et le graphe des distances.

scénarios cohérents i.e. à un *STP* cohérent (e.g. $(x_0 = 0, x_1 = 20, x_2 = 40, x_3 = 20, x_4 = 70)$). Le graphe des distances de ce *STP* est présenté également sur la figure 1 à droite.

2.2 Chroniques : concepts et définitions

Nous proposons dans cette section de formaliser les chroniques en les étendant avec des contraintes d'interdiction [14].

Définition 2.1 (Événement)**.** *Un événement est une paire $e = (\upsilon, t)$ où $\upsilon \in E$ est un type d'événement et t est un rationnel appelé date d'occurrence de l'événement.*

Le temps est représenté par un ensemble discret T, totalement ordonné dont la granularité est suffisamment fine par rapport à la dynamique observée et la précision permise par les moyens d'observation. Plusieurs événements peuvent être du même type mais avoir des dates d'occurrence différentes (e.g. $e_1 = (a, 3)$ et $e_2 = (a, 6)$). L'évolution observable d'un système constitue alors une séquence d'événements.

Définition 2.2 (Séquence)**.** *Une séquence sur E est un ensemble ordonné d'événements notée $\mathcal{S} = \{e_i\}$ où $i \in \mathbb{N}$, i=1,..., l, et $t_i < (t_{i+1}), i = 1, \ldots, l-1$ où l est la longueur de la séquence temporelle $\mathcal{S}$.*

On notera par la suite $\delta_\upsilon(\mathcal{S})$ l'ensemble temporellement ordonné des dates d'un type d'événement υ contenu dans une séquence $\mathcal{S}$. $\delta_\upsilon^k(\mathcal{S})$ correspondra à la $k^{ème}$ date contenue dans l'ensemble $\delta_\upsilon(\mathcal{S})$. Considérons par exemple une évolution du système représenté par une séquence $S = \{e_1, e_2, e_3, e_4, e_5, e_6\} = \{(a, 2), (b, 4), (c, 5), (a, 8), (b, 9), (a, 10)\}$ avec $l = 6$. $\delta_a(\mathcal{S}) = \{2, 8, 10\}$, $\delta_b(\mathcal{S}) = \{4, 9\}$, $\delta_c(\mathcal{S}) = \{5\}$ et $\delta_a^3(\mathcal{S}) = 10$, $\delta_b^2(\mathcal{S}) = 9 \ldots$

Finalement, une chronique est définie par un ensemble de types d'événements associé à des variables temporelles, un ensemble de contraintes temporelles entre ces variables et des contraintes d'interdiction.

Définition 2.3 (Chronique)**.** *Une chronique est un 6-uplet, $\mathcal{C} = (\mathcal{X}, \mathcal{A}, \mathcal{T}, \mathcal{E}, \mathcal{M}, \mathcal{F})$, où :*

- *$\mathcal{X}$, un ensemble fini de variables temporelles;*
- *$\mathcal{A} \subseteq \mathcal{X} \times \mathcal{X}$, un ensemble fini d'arcs;*
- *$\mathcal{T} : \mathcal{A} \to \mathbb{I}$, l'application qui à chaque arc associe un intervalle temporel. Cet intervalle représente la contrainte entre deux variables temporelles. Pour plus de simplicité, on notera $\mathcal{T}(x_i, x_j) = \mathcal{T}_{ij}$;*

- *$\mathcal{E}$, un ensemble de types d'événement utilisé dans la chronique;*
- *$\mathcal{M} : \mathcal{X} \to \mathcal{E}$, une fonction de typage qui associe à chaque variable temporelle de $\mathcal{X}$ un type d'événement de $\mathcal{E}$;*
- *$\mathcal{F} : \mathcal{E} \to 2^{\{\mathcal{X}\times\mathcal{X}\times\mathbb{Q}^2\}}$, les contraintes d'interdiction sur les types d'événements de $\mathcal{E}$. Une contrainte $(x_i, x_j, \alpha, \beta) \in \mathcal{F}(\upsilon)$, signifie qu'on interdit υ sur l'intervalle $J = [x_i+\alpha, x_j+\beta]$ où $\alpha, \beta \in \mathbb{Q}$.*

Ainsi, le triplet sous-jacent $(\mathcal{X}, \mathcal{A}, \mathcal{T})$ d'une chronique correspond à un STP. Une contrainte d'interdiction représente l'absence d'un type d'événement υ pendant un ou plusieurs intervalles de temps. Les bornes de ces intervalles auront pour origine les variables temporelles d'un graphe de contraintes temporelles. Soient deux variables temporelles x_i et x_j, ces intervalles seront de la forme $J = [x_i + \alpha, x_j + \beta]$ représentant respectivement le début de l'interdiction et la fin de l'interdiction avec $\alpha, \beta \in \mathbb{Q}$ et $x_i + \alpha < x_j + \beta$. Si $x_i + \alpha \geq x_j + \beta$, alors la contrainte n'a aucun effet. Soit l'instanciation $\{x_i = t_i, x_j = t_j\}$ solution du graphe et δ_υ l'ensemble des dates du type d'événement υ, une contrainte est respectée si $\delta_{\upsilon_k} \notin [t_i + \alpha, t_j + \beta], \forall k$.

Supposons que l'on s'intéresse au comportement de la voiture de John et en particulier au scenario suivant : allumage du moteur (*on*), suivi, entre 10 et 20 minutes plus tard de l'activation du clignotant droit (*cl_dr*), et dans un délai de 15 à 30 minutes, de l'activation du clignotant gauche (*cl_ga*). Arrêt du moteur (*off*) entre 5 et 25 minutes après une activation du clignotant gauche. Entre 5 minutes après l'allumage du moteur et 2 minutes avant l'activation du clignotant droit, l'activation du clignotant gauche est interdite. La chronique associée à ce comportement (notée $\mathcal{C}_1$) est décrite ci-dessous. Le graphe de contraintes associé est donné par la figure 2 où les contraintes d'interdiction sont représentées par une transition en pointillés labellisée par le type d'événement, et les valeurs α et β. Les transitions en traits pleins sont étiquetées par les contraintes temporelles.

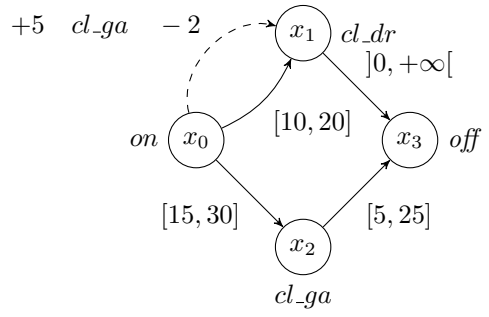

Figure 2: La voiture de John : chronique $\mathcal{C}_1$

- $\mathcal{X} = \{x_0, x_1, x_2, x_3\}$;
- $\mathcal{A} = \{((x_0, x_1)), ((x_0, x_2)), ((x_1, x_3)), ((x_2, x_3))\}$;
- $\mathcal{T}_{01} = [10, 20], \mathcal{T}_{02} = [15, 30], \mathcal{T}_{13} = [0, +\infty[$ et $\mathcal{T}_{23} = [5, 25]$;
- $\mathcal{E} = \{on, off, cl_dr, cl_ga\}$;
- $\mathcal{M}(x_0) = on, \mathcal{M}(x_1) = cl_dr, \mathcal{M}(x_2) = cl_ga, \mathcal{M}(x_3) = off$;
- $\mathcal{F}(cl_ga) = \{(x_0, x_1, 5, -2)\}$.

L'instance d'une chronique est un produit du système de reconnaissance, c'est le résultat de la mise en correspondance des événements du flux d'entrée c.-à-d. d'une séquence et de ceux de la chronique.

Définition 2.4 (Instance de chronique)**.** *Une instance $i_{\mathcal{C}}$ d'une chronique $\mathcal{C} = (\mathcal{X}, \mathcal{A}, \mathcal{T}, \mathcal{E}, \mathcal{M}, \mathcal{F})$ sur une séquence $\mathcal{S}$ est une séquence d'événements issus de $\mathcal{S}$, telle que :*

1. *$i_{\mathcal{C}} = (\upsilon_1, t_1) \dots (\upsilon_n, t_n)$ contient $n = |\mathcal{X}|$ événements différents ;*
2. *le n-uplet $(x_1 = t_{k_1}, \dots, x_n = t_{k_n})$ tel que $\forall x_i \in \mathcal{X}, \mathcal{M}(x_i) = \upsilon_{k_i}$ avec les t_{k_i} tous différents 2 à 2 est une solution du STP sous-jacent ;*
3. *$\forall (x_i, x_j, \alpha, \beta) \in \mathcal{F}(\upsilon)$ et $\forall j = \{1, \dots, |\delta_\upsilon(\mathcal{S})|\}$, $\delta_\upsilon^j(\mathcal{S}) \notin [x_i + \alpha, x_j + \beta]$.*

On notera $\mathcal{I}_{\mathcal{C}}(\mathcal{S})$ l'ensemble des instances $i_{\mathcal{C}}$ de $\mathcal{C}$ dans une séquence $\mathcal{S}$.

Reprenons l'exemple de la voiture de John et supposons que durant le trajet, la séquence $\mathcal{S}_1 = \{(on, 2), (cl_ga, 15), (cl_ga, 19), (cl_dr, 20), (cl_ga, 25), (off, 30)\}$ soit générée. Les instances de la chronique $\mathcal{C}_1$ pour la séquence S_1 sont données par :
$\mathcal{I}_{\mathcal{C}_1}(\mathcal{S}_1) = \{\{(on, 2), (cl_ga, 19), (cl_dr, 20), (off, 30)\}, \{(on, 2), (cl_dr, 20), (cl_ga, 25), (off, 30)\}\}$

S_1 est un scénario reconnu deux fois et a généré deux instances de $\mathcal{C}_1$ qui respectent toutes les contraintes temporelles et d'interdiction. La séquence $\{(on, 2), (cl_ga, 15), (cl_dr, 20), (off, 30)\}$ ne conduit pas à la création d'une instance de $\mathcal{C}_1$ car en raison de la contrainte d'interdiction l'activation du clignotant gauche est interdite entre 7 minutes (5 minutes après allumage du moteur) et 18 minutes (2 minutes avant activation du clignotant droit).

2.3 Propriétés des contraintes d'interdiction

L'élément clé pour la mise en œuvre d'un algorithme de diagnostic par reconnaissance de chroniques est l'acquisition en amont d'une base de chroniques pertinentes. Que cette acquisition soit automatique ou qu'elle soit issue de l'expertise, des propriétés intrinsèques aux chroniques et à leurs contraintes doivent être vérifiées afin de valider leur pertinence (i.e. possibilité de reconnaitre une situation donnée de manière certaine), et leur qualité (i.e. performance de leur reconnaissance). C'est sur la base de l'analogie entre les chroniques et les *STP* que les propriétés à vérifier sur les contraintes d'interdiction sont définies.

2.3.1 Contrainte bien formée

Lors de la conception d'une chronique, les contraintes d'interdiction doivent être correctement structurées d'un point de vue temporel. En effet, dans une contrainte d'interdiction $(x_i, x_j, \alpha, \beta) \in \mathcal{F}(\upsilon)$, $(x_i + \alpha)$ marque le début de celle-ci et $(x_j + \beta)$ la fin. Il faut donc s'assurer que $(x_i + \alpha) < (x_j + \beta)$. Les valeurs de x_i et x_j peuvent être instantiées par des valeurs différentes en fonction des contraintes temporelles. Il se peut que pour certaines instantiations $(x_i + \alpha) > (x_j + \beta)$, et que pour d'autres elles soient correctes. Cela amène à la définition suivante.

Définition 2.5 (Contrainte d'interdiction bien formée)**.** *$(x_i, x_j, \alpha, \beta) \in \mathcal{F}(\upsilon)$ est bien formée si $\alpha < (d_{ij} + \beta)$ où d_{ij} est la longueur du chemin le plus court entre x_i et x_j.*

Considérons une contrainte d'interdiction $(x_i, x_j, \alpha, \beta) \in \mathcal{F}(\upsilon)$. Soit d_{ij} (resp. d_{ji}) la longueur du chemin le plus court entre x_i et x_j (resp x_j et x_j) donc $-d_{ji} \leq x_j - x_i \leq d_{ij}$ (voir section 2.1). Si on pose $x_i = t_i = 0$, la contrainte d'interdiction débutera à α et finira $t_j + \beta$. L'équation précédente peut alors être écrite sous la forme : $-d_{ji} + \beta \leq x_j + \beta \leq d_{ij} + \beta$. L'instantiation $x_j = t_j$ est solution, si $x_j < d_{ij}$. Donc, si $\alpha < (d_{ij} + \beta)$ alors il existe une solution $(x_i = t_i, x_j = t_j)$ où $(t_i + \alpha) < (t_j + \beta)$. S'il existe des solutions où $(t_i + \alpha) \geq (t_j + \beta)$, la contrainte n'aura aucun effet et de ce fait, ne sera pas prise en compte.

Reprenons la chronique $\mathcal{C}_1$ (figure 2). La contrainte d'interdiction $(x_0, x_1, -2, 5) \in \mathcal{F}(cl_ga)$ est bien formée. En effet il suffit de constater que le chemin le plus court entre x_0 et x_1 est $d_{01} = 20$ or $(-2 < 20 + 5)$. Supposons que l'on change la contrainte avec les nouvelles valeurs de $\alpha = 25$ et $\beta = -5$. La contrainte d'interdiction $(x_0, x_1, +25, -5) \in \mathcal{F}(cl_ga)$ n'est alors pas bien formée, car $25 > (20 - 5)$. Dans ce cas, la contrainte est inutile. Peu importe le moment où *on* et *cl_dr* ont lieu, ils ne peuvent interdire l'occurrence de *cl_ga*.

2.3.2 Cohérence des contraintes d'interdiction

Les contraintes d'interdiction peuvent être bien formées mais incohérentes vis-à-vis des variables temporelles de la chronique. C'est le cas par exemple où l'activation du clignotant gauche (cl_{ga}) est attendu entre 2 et 5 unité de temps et la contrainte d'interdiction en interdit l'activation également entre 2 et 5.

Définition 2.6. *La contrainte d'interdiction d'une chronique est cohérente si elle n'empêche pas l'instantiation d'une ou plusieurs variables temporelles de la chronique.*

Théorème 2.1. *Soit la contrainte d'interdiction $(x_i, x_j, \alpha, \beta) \in \mathcal{F}(\upsilon)$, cette contrainte est cohérente s'il n'existe pas de variable temporelle x_k associée au type d'événement υ.*

Le théorème 2.1 est issu directement de la définition 2.6.

Théorème 2.2. *Soit la contrainte d'interdiction $(x_i, x_j, \alpha, \beta) \in \mathcal{F}(\upsilon)$, tel qu'il existe une variable temporelle x_k, où $\mathcal{M}(x_k) = \upsilon$. La contrainte d'interdiction sera cohérente si et seulement si $0 \notin [d_{ki} + \alpha, d_{kj} + \beta] \vee 0 \notin [-d_{ik} + \alpha, -d_{jk} + \beta]$.*

Le théorème 2.2 s'appuie sur le théorème de la décomposabilité des *STP* [4]. À titre d'exemple illustratif, reprenons l'exemple de chronique $\mathcal{C}_1$ mais avec la contrainte d'interdiction $(x_0, x_1, 0, 45) \in \mathcal{F}(cl_ga)$. D'après la figure 2, seule la variable x_2 porte le type d'événement *cl_ga*. Si on calcule les distances des plus courts chemins on a : $d_{20} = -15$, $d_{21} = 5$, $-d_{02} = -30$ et $-d_{12} = -20$. Ainsi, $0 \in [d_{20} + \alpha, d_{21} + \beta] = [-15, 50]$ et $0 \in [-d_{02} + \alpha, -d_{12} + \beta] = [-30, 25]$ (voir la figure 3). La contrainte d'interdiction bloquera dans tous les cas l'instantiation de x_2. La contrainte d'interdiction $(x_0, x_1, 0, 45) \in \mathcal{F}(cl_ga)$ est donc en incohérence avec x_2.

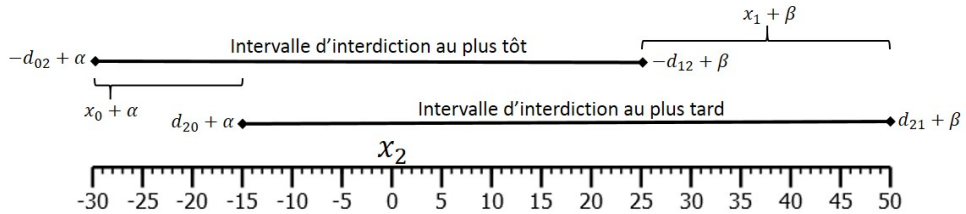

Figure 3: Contrainte d'interdiction incohérente pour $\mathcal{C}_1$

2.3.3 Influence des contraintes d'interdiction

Il est possible que les contraintes ne contraignent pas totalement une variable temporelle mais qu'elles empêchent une partie des solutions possibles. Il est donc intéressant de détecter ces influences surtout si celles-ci ne sont pas désirées par le concepteur de la base de chroniques. Supposons pour la chronique $\mathcal{C}_1$ que l'événement *cl_ga* soit attendu entre la date 2 et la date 5

et qu'une contrainte d'interdiction en interdise l'occurrence entre les dates 3 et 5. La contrainte d'interdiction influence l'ensemble des solutions puisque seule les occurrences entre les dates 2 et 3 (3 exclue) sont possibles.

Définition 2.7 (Contrainte d'interdiction influente)**.** *Une contrainte d'interdiction est influente si elle empêche systématiquement une partie des valeurs possibles d'une ou de plusieurs variables temporelles de la chronique.*

Théorème 2.3. $(x_i, x_j, \alpha, \beta) \in \mathcal{F}(\upsilon)$ *sera non influente, s'il n'existe pas de variable temporelle* x_k *associée au type d'événement* υ*.*

Le théorème 2.3 est issu directement de la définition 2.7.

Théorème 2.4. *S'il existe une variable temporelle* x_k *où* $\mathcal{M}(x_k) = \upsilon$*, la contrainte d'interdiction* $(x_i, x_j, \alpha, \beta) \in \mathcal{F}(\upsilon)$*, ne sera pas influente si et seulement si* $0 \notin [d_{ki} + \alpha, d_{kj} + \beta] \wedge 0 \notin [-d_{ik} + \alpha, -d_{jk} + \beta]$ *et que* $(d_{ki} + \alpha), (d_{kj} + \beta), (-d_{ik} + \alpha)$ *et* $(-d_{jk} + \beta)$ *sont de mêmes signes. Dans tous les autres cas,* $(x_i, x_j, \alpha, \beta)$ *influence* x_k*.*

L'influence d'une contrainte est une relaxation de la cohérence (une contrainte d'interdiction incohérente est une contrainte influente, mais une contrainte influente n'est pas forcement incohérente), là, encore, le théorème 2.4 est une conséquence du théorème de la décomposabilité des *STP* [4].

Considérons par exemple la contrainte $(x_0, x_1, 25, 45) \in \mathcal{F}(cl_ga)$ qui influence x_2 et qui porte sur le même type d'événement sur la chronique $\mathcal{C}_1$, on a $0 \notin [d_{20} + \alpha, d_{21} + \beta] = [-15 + 25, 5 + 45]$ et $0 \in [-d_{02} + \alpha, -d_{12} + \beta] = [-30 + 25, -20 + 45]$. La contrainte $(x_0, x_1, 25, 45)$ est bien influente sur x_2; certaines des solutions du *STP* sous-jacent sont écartées (figure 4).

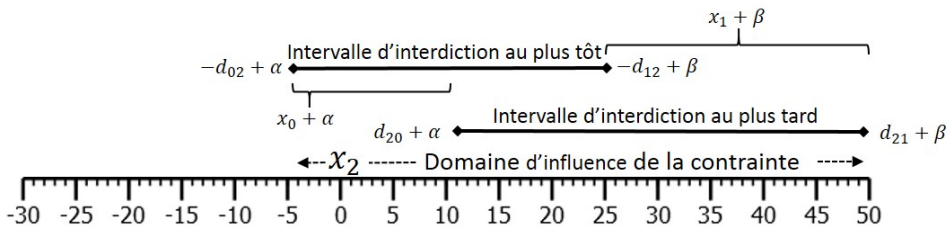

Figure 4: Contrainte d'interdiction influente pour $\mathcal{C}_1$

Il est possible de vérifier que cette contrainte d'interdiction est cohérente. Cette contrainte bloque seulement une partie des solutions de x_2, mais le *STP* sous-jacent à une solution grâce aux résultats sur la décomposabilité des *STP* [4].

3 Critères d'analyse des chroniques

Dans cette section, nous proposons un ensemble de critères sur les chroniques servant à *filtrer* la base de chroniques sur laquelle va s'appuyer le moteur de reconnaissance et donc le processus de diagnostic. Nous proposons deux types de critères d'évaluation différents : les critères d'analyse portant sur une chronique et les critères de comparaison de chroniques.

3.1 Les critères d'analyse portant sur une chronique

3.1.1 Chronique cohérente

Une chronique définie doit pouvoir être reconnue.

Définition 3.1. *(Chronique cohérente). Une chronique $\mathcal{C}$ est dite cohérente s'il existe au moins une séquence permettant de générer une instance de cette chronique.*

Les résultats sur les *STP* [4] permettent de conclure que le triplet $(\mathcal{X}, \mathcal{A}, \mathcal{T})$ est cohérent s'il n'existe pas de cycle négatif dans son graphe de distance correspondant. Sous l'hypothèse que cela est vérifié, la cohérence de la chronique dépendra donc uniquement de la cohérence des contraintes d'interdiction.

Théorème 3.1. *Une chronique $\mathcal{C}$ est cohérente si et seulement si son triplet sous-jacent $(\mathcal{X}, \mathcal{A}, \mathcal{T})$, et l'ensemble des contraintes d'interdiction associées $\mathcal{F}$ sont cohérents.*

En effet, si au moins une des contraintes d'interdiction est incohérente, l'instantiation d'une ou plusieurs variables temporelles sera impossible. De ce fait, la chronique ne pourra jamais être reconnue quel que soit le flux d'événements observables considéré en entrée du moteur de reconnaissance.

3.1.2 Chronique minimale

Définition 3.2 (Chronique minimale)**.** *Une chronique est minimale si son triplet sous-jacent $(\mathcal{X}, \mathcal{A}, \mathcal{T})$ est cohérent et minimal.*

À chaque chronique cohérente, une chronique minimale avec les mêmes propriétés de cohérence peut être associée. Pour obtenir la chronique minimale d'une chronique, il faut construire le graphe minimal de contraintes du *STP* sous-jacent qui est obtenu de la façon suivante. À partir du graphe des distances d'un *STP*, on construit le graphe direct (voir section 2.1) qui va contenir entre tous nœuds i et j les distances des plus court chemins d_{ij} et d_{ji}. La contrainte du graphe minimal entre i et j devient alors l'intervalle $T_{ij} = [-d_{ji}, d_{ij}]$ (où $T_{ji} = [-d_{ij}, d_{ji}]$ si $d_{ji} \geq -d_{ij}$). La chronique $\mathcal{C}_1$ (figure 2) n'est pas minimale. La chronique minimale associée à $\mathcal{C}_1$ est illustrée à droite sur la figure 5.

3.1.3 Durée minimale et maximale d'une chronique

Le nombre d'instances d'une chronique peut vite croitre si la séquence d'entrée est longue et que la chronique est peu contrainte. Il peut donc être intéressant de prendre en compte un critère de durée de la reconnaisance pour sélectionner une chronique plutôt qu'une autre, lorsque plusieurs chroniques représentent la même situation à reconnaitre. Cela peut conduire à un résultat de diagnostic au plus tôt mais également répondre à une contrainte de certains moteurs de reconnaissance qui par souci d'optimisation suppriment toutes les instances en cours de reconnaissance au delà d'un certain délai fixé.

Définition 3.3 (Durées minimale/maximale d'une chronique)**.** *La durée minimale (resp. maximale) d'une chronique est la durée minimale (resp. maximale) entre le début de son instantiation et sa reconnaissance complète.*

Sans prendre en compte les contraintes d'interdiction, il est assez simple de calculer la durée maximale et minimale d'une chronique en se basant sur le *STP* sous-jacent $(\mathcal{X}, \mathcal{A}, \mathcal{T})$ minimal et complet. En effet, à un *STP* peuvent être associées deux solutions particulières

$S_1 = (d_{01}, \ldots, d_{0n})$ et $S_2 = (-d_{10}, \ldots, -d_{n0})$ avec S_1 qui attribue à chaque variable la solution au plus tard, et S_2 la solution au plus tôt. Il est donc possible de déterminer D_{max_0} la durée maximale et D_{min_0} la durée minimale d'une chronique par $D_{max_0} = \max(d_{ij}, \forall i, j)$ et $D_{min_0} = \max(-d_{ji}, \forall i, j)$. Pour la chronique $\mathcal{C}_1$ (figure 2), $D_{max_0} = \max(d_{01}, d_{02}, d_{03}, d_{10}, \ldots, d_{32}) = 45$ et $D_{min_0} = \max(-d_{01}, -d_{02}, -d_{03}, -d_{10}, \ldots, -d_{32}) = 20$.

Dans le cas où les contraintes d'interdiction existent, il faut les prendre en compte. En effet, ce n'est pas parce que toutes les variables temporelles sont instantiées qu'une contrainte d'interdiction est levée. Le temps de reconnaissance peut par conséquent être rallongé, de même que la durée minimale.

Considérons les contraintes d'interdiction $(x_m, x_n, \alpha, \beta) \in \mathcal{F}(\upsilon)$ (non influentes). Le problème est de vérifier si la borne $(x_n + \beta)$ peut être supérieure à la durée maximale D_{max_0}. Notons i_{max}, i_{min} tel que $D_{max_0} = d_{i_{max}j}$ et $D_{min_0} = -d_{ji_{min}}$ (dans l'exemple précédent $i_{max} = 0$ et $i_{min} = 0$). Le calcul de la durée maximale se fait par comparaison entre D_{max_0} et $d_{i_{max}n}$ où $d_{i_{max}n}$ correspond à la longueur du chemin le plus court entre $x_{i_{max}}$ et x_n où $(x_n + \beta)$ marque la fin de la contrainte d'interdiction. La variable temporelle $x_{i_{max}}$ est prise pour origine et correspond à la variable instantiée au plus tôt. La durée minimale est obtenue de manière similaire : $D_{max} = \max(D_{max_0}, d_{i_{max}n} + \beta, \forall n)$ et $D_{min} = \max(D_{min_0}, -d_{ni_{min}} + \beta, \forall n)$. Pour la chronique $\mathcal{C}_1$ avec $\alpha = 5$ et $\beta = 35$ $D_{max} = \max(45, 20 + 35) = 55$ et $D_{min} = \max(20, 10 + 5) = 20$.

3.2 Les critères de comparaison de chroniques

3.2.1 Équivalence de chroniques

Définition 3.4 (Equivalence)**.** *Deux chroniques $\mathcal{C}$ et $\mathcal{C}'$ sont dites équivalentes $\mathcal{C} \equiv \mathcal{C}'$, si $\mathcal{C}$ et $\mathcal{C}'$ admettent les mêmes solutions quel que soit le flux d'événements observables considéré.*

Théorème 3.2. *Soit $\mathcal{C}$ et $\mathcal{C}'$ deux chroniques, si leurs STPs sous-jacent $(\mathcal{X}, \mathcal{A}, \mathcal{T})$ minimaux et les contraintes d'interdiction sont identiques alors $\mathcal{C} \equiv \mathcal{C}'$.*

Supposons que la chronique $\mathcal{C}_1$ soit modifiée en une chronique $\mathcal{C}_1'$ pour surveiller qu'à la suite d'une activation du clignotant droit (*cl_dr*) le moteur s'arrête entre 0 et 65 minutes (voir à gauche sur la figure 5). Les chroniques minimales de ces deux chroniques sont en fait identiques: $\mathcal{C}_1 \equiv \mathcal{C}_1'$ (voir à droite sur la figure 5).

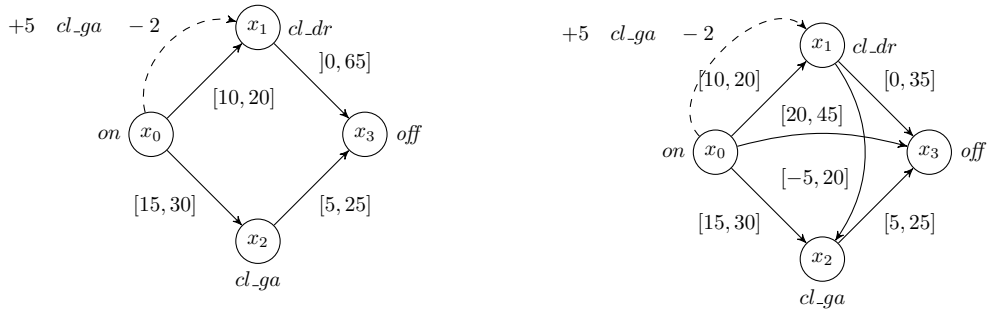

Figure 5: Équivalence de chroniques : $\mathcal{C}_1'$ à gauche et la chronique minimale de $\mathcal{C}_1$ (égale à celle de $\mathcal{C}_1'$) à droite.

3.3 Couverture d'une chronique

La notion de couverture est importante et permet de conclure lorsqu'une chronique est reconnue qu'une autre le sera également. Dans la base de chroniques, si une chronique en couvre une autre il faut s'interroger sur la pertinence de garder les deux chroniques.

Définition 3.5 (Couverture)**.** *Une chronique $\mathcal{C}'$ couvre totalement une chronique $\mathcal{C}$: $\mathcal{C} \sqsubseteq \mathcal{C}'$ si quelles que soient les séquences $\mathcal{S}$ permettant de générer une instance de $\mathcal{I}_{\mathcal{C}}(\mathcal{S})$, une instance de $\mathcal{I}_{\mathcal{C}'}(\mathcal{S})$ est également reconnue.*

La notion de couverture est une notion intrinsèque aux chroniques qui ne dépend pas des séquences produites par un quelconque système. Le test que nous proposons repose sur l'hypothèse que les variables temporelles de la chronique $\mathcal{C}$ portent chacune un type d'événement différent; on suppose également qu'il en est de même pour la chronique $\mathcal{C}'$. On construit tout d'abord les chroniques minimales $\mathcal{C}_{min}$ et de $\mathcal{C}'_{min}$. La première étape consiste à ne pas considérer les contraintes d'interdiction, $\mathcal{C}'$ couvre alors $\mathcal{C}$ si :

1. toutes les variables temporelles de $\mathcal{C}'$ portent des types d'événements existants dans certaines variables temporelles de $\mathcal{C}$;
2. pour tout arc (x'_i, x'_j), $i \neq j$, de $\mathcal{C}'_{min}$ il existe (x_i, x_j) dans $\mathcal{C}_{min}$ tel que x_i et x'_i portent le même type d'événement, de même pour x_j et x'_j et $\mathcal{T}_{ij} \subseteq \mathcal{T}'_{ij}$.

Si les conditions précédentes sont vérifiées, il faut alors considérer, s'il y en a, les contraintes d'interdiction. Il faut s'assurer qu'une solution de $\mathcal{C}$ est aussi solution de $\mathcal{C}'$ et que les contraintes d'interdictions de $\mathcal{C}'$ ne bloquent pas cette solution. Pour cela, une chronique $\mathcal{C}_{couv}$ est mise en place à partir de $\mathcal{C}_{min}$ en supprimant les contraintes d'interdiction et en intégrant les contraintes d'interdiction de $\mathcal{C}'$ sur les événements correspondants. Si les contraintes d'interdiction de la chronique $\mathcal{C}_{couv}$ sont influentes sur une des variables temporelles portant un type d'événement existant sur une variable temporelle de $\mathcal{C}'$, alors $\mathcal{C}'$ ne couvre pas $\mathcal{C}$ puisque au moins une contrainte d'interdiction l'en empêche, du moins pour certaines solutions du STP sous-jacent de $\mathcal{C}$.

Considérons la base de chroniques constituées des chroniques $\mathcal{C}_2$ et $\mathcal{C}_1$. La chronique minimale de $\mathcal{C}_1$ est représentée sur la figure 5 (côté droit) et la chronique minimale de $\mathcal{C}_2$ est présentée sur la figure 6. Vérifions si $\mathcal{C}_1 \sqsubseteq \mathcal{C}_2$ (i.e. $\mathcal{C}_1$ couvre $\mathcal{C}_2$).

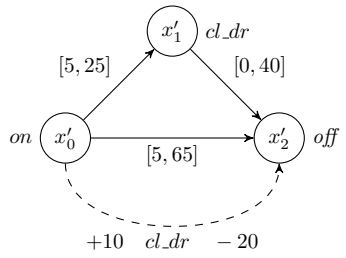

Figure 6: Chronique minimale de $\mathcal{C}_2$.

1. Fonctions de typage ($\mathcal{M}$ et $\mathcal{M}_2$) des chroniques $\mathcal{C}_1$ et $\mathcal{C}_2$:
   - $\mathcal{M}_1(x_0) = \mathcal{M}_2(x'_0)$;
   - $\mathcal{M}_1(x_1) = \mathcal{M}_2(x'_1)$;
   - $\mathcal{M}_1(x_3) = \mathcal{M}_2(x'_2)$.

2. Contraintes temporelles ($\mathcal{T}_{ij} \subseteq \mathcal{T}'_{ij}$?)
   - $[10, 20] \subset [5, 25]$;
   - $[20, 45] \subset [5, 65]$;
   - $[0, 35] \subset [0, 40]$.

Dans ce cas, sans prendre en compte les contraintes d'interdiction, $\mathcal{C}_1 \sqsubseteq \mathcal{C}_2$. Analysons maintenant le rôle de la contrainte d'interdiction $(x'_0, x'_2, 10, -20)$. La chronique $\mathcal{C}_{couv}$ est représentée sur la figure 7.

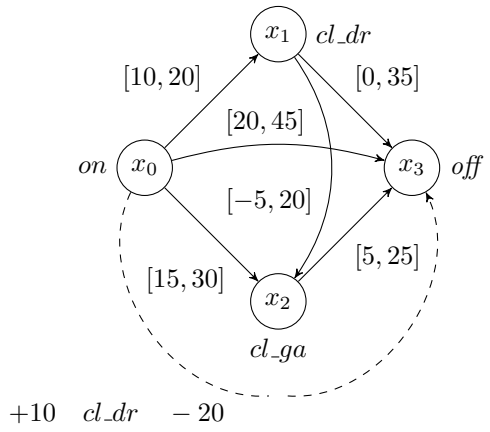

Figure 7: Notion de couverture, chronique C_{couv}

x_1 porte le même type d'événement que $(x_0, x_3, 10, -20) \in \mathcal{F}(cl_dr)$. D'après le théorème 2.4, la contrainte $(x_0, x_3, 10, -20)$ influence x_1 (car $0 \in [0, 15]$ et $0 \notin [-10, -20]$) donc la chronique $\mathcal{C}_2$ ne couvre pas $\mathcal{C}_1$. Considérons la séquence $\mathcal{S} = \{(on, 0), (cl_dr, 15), (cl_ga, 30), (off, 40)\}$, la seule instance de la chronique $\mathcal{C}_1$ générée est : $\mathcal{I}_{\mathcal{C}_1}(\mathcal{S}) = \{\{(on, 0), (cl_dr, 15), (cl_ga, 30), (off, 40)\}\}$. Toutes les contraintes temporelles de $\mathcal{C}_2$ sont respectées mais aucune instance de $\mathcal{C}_2$ n'est générée en raison de la contrainte d'interdiction qui interdit le type d'événement (cl_dr) sur l'intervalle $[t_0 + \alpha, t_4 + \beta] = [10, 20]$. Or l'événement cl_dr a lieu à l'instant 15.

3.4 Chroniques exclusives

Pour terminer cette liste de critères, nous rappelons un critère qui a été introduit dans [11].

Définition 3.6 (Exclusivité)**.** *Deux chroniques $\mathcal{C}$ et $\mathcal{C}'$ sont dites exclusives si elles ne peuvent être reconnues sur un support temporel commun par un même flux d'événements.*

Ce critère a été introduit dans le contexte de l'analyse de diagnosticabilité d'un système temporel particulier (des *workflows*). Un système est dit diagnosticable si l'occurrence d'une faute peut toujours être identifiée sans ambiguïté à l'aide des observations et en un temps fini. Les travaux [11] montrent en particulier que la condition de non-exclusivité de deux chroniques $\mathcal{C}$ et $\mathcal{C}'$ peut immédiatement aboutir à la conclusion qu'il y a un problème de diagnosticabilité dans la méthode. Un système de reconnaissance de chroniques optimal pour le diagnostic est constitué d'un ensemble de *chroniques caractéristiques*. Une chronique $\mathcal{C}$ est caractéristique d'un événement fautif f non observable si la chronique $\mathcal{C}$ n'est instanciée que sur des séquences

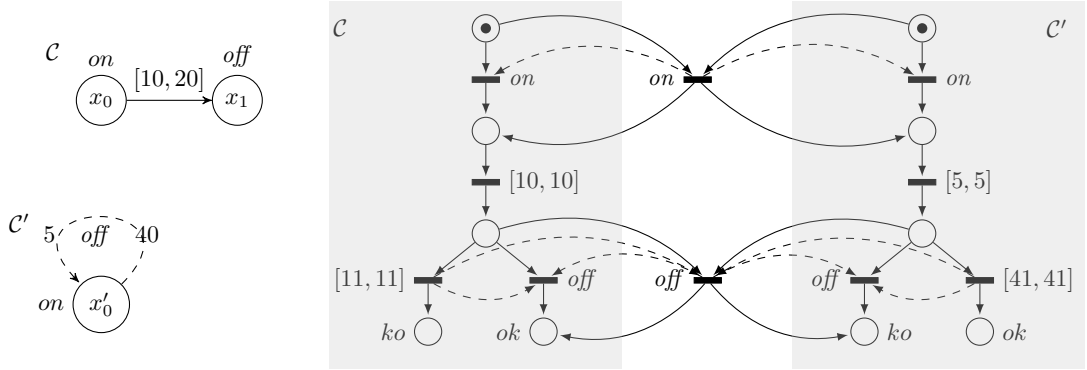

Figure 8: Deux chroniques $\mathcal{C}$ et $\mathcal{C}'$ (à gauche) et leur produit $\mathcal{C} \bowtie \mathcal{C}'$ fondé sur leur traduction en RDPTLPr (à droite).

produites par le système supervisé contenant la faute f. De même une chronique $\mathcal{C}'$ est caractéristique du comportement normal si la chronique $\mathcal{C}'$ n'est instanciée que sur des séquences produites par le système supervisé ne contenant aucune faute. On voit donc immédiatement que si une chronique $\mathcal{C}$ associée à un événement f et une chronique $\mathcal{C}'$ associée au comportement normal ne sont pas exclusives, alors $\mathcal{C}$ ne caractérise pas f et $\mathcal{C}'$ ne caractérise pas le comportement nominal, le test d'exclusivité permet ainsi de détecter que la faute f peut ne pas être identifiée avec certitude dans l'état de la base de chroniques et que des modifications doivent y être apportées pour améliorer la diagnosticabilité.

4 Test d'exclusivité de chroniques

Nous proposons dans cet article de poser le problème du test d'exclusivité sous forme d'un problème d'atteignabilité et d'utiliser une méthode de vérification automatique de modèle pour le résoudre. Le principe de la vérification est dans un premier temps de traduire les deux chroniques $\mathcal{C}$ et $\mathcal{C}'$ sous la forme de deux réseaux de Petri temporels avec priorité (RDPTLPr) [1] et d'en faire le produit synchronisé $\mathcal{C} \bowtie \mathcal{C}'$ qui confronte ainsi dans le même réseau la reconnaissance des deux chroniques. La figure 8 illustre cette traduction et le produit qui en découle. Cette traduction et ce produit sont détaillés dans un travail antérieur [8]. À partir de ce produit $\mathcal{C} \bowtie \mathcal{C}'$, deux étapes seront distinguées : la vérification de l'existence d'un marquage dans le réseau de Petri $\mathcal{C} \bowtie \mathcal{C}'$ traduisant la reconnaissance des deux chroniques et la recherche des flux associés à la non-exclusivité, le cas échéant.

4.1 Exclusivité: un problème d'atteignabilité de marquages

L'outil `selt` de TINA (TIme petri Net Analyzer) est le vérificateur automatique de modèle choisi pour réaliser cette étape [2]. L'outil `selt` permet de déterminer si un RDPTLPr vérifie des formules de la logique SE-LTL (*State/Event linear Temporal Logic*). Pour plus de détails nous invitons le lecteur à consulter `http://www.laas.fr/tina/`.

Pour un test d'exclusivité entre deux chroniques, la question posée intuitivement à `selt` est : *est-il impossible d'atteindre la reconnaissance des deux chroniques ?* Dans le modèle $RPTLPr$, une chronique est reconnue (resp. n'est pas reconnue) si une des ses places ok (resp. ko) est marquée (voir figure 8). La propriété formellement énoncée (par la formule φ_{ok}) va donc

porter sur l'atteignabilité dans le réseau de Petri *produit* $\mathcal{C} \bowtie \mathcal{C}'$, des places p_{ok} et p'_{ok} des deux chroniques $\mathcal{C}$ et $\mathcal{C}'$ à tester:

$$\varphi_{ok} = \Diamond\neg\left(\left(\bigvee_{p=0}^{P} p_{ok_p}\right) \wedge \left(\bigvee_{q=0}^{Q} p'_{ok_q}\right)\right) \text{ avec } p_{ok_p} \in \mathcal{C} \text{ et } p'_{ok_q} \in \mathcal{C}' \text{ des places de } \mathcal{C} \bowtie \mathcal{C}'.$$

Une réponse TRUE, permet de conclure sur la non existence de séquence permettant d'atteindre les places p_{ok} et p'_{ok} des chroniques. Les deux chroniques sont donc exclusives puisque aucun flux ne permet la reconnaissance des deux. Si la réponse est FALSE cela signifiera qu'au moins une séquence permet d'atteindre le marquage et un contre exemple π sera retourné. Le contre-exemple pourra ensuite être ensuite analysé par `plan`: l'outil `plan` est un analyseur de chemin de TINA qui permet de déterminer le système d'échéanciers associé à une séquence de tir contre-exemple de $\mathcal{C} \bowtie \mathcal{C}'$.

Dans le contexte, de l'exemple de la figure 8, `selt` retourne FALSE, les deux chroniques ne sont pas exclusives. Pour s'en convaincre, il suffit d'analyser la reconnaissance de $\mathcal{C}$ et de $\mathcal{C}'$ sur le flux $\mathcal{S} = \{(on, 1), (on, 31), (\mathit{off}, 42)\}$ et de constater que l'échéancier de la reconnaissance de $\mathcal{C}$ est $[1, 41]$ et celui de $\mathcal{C}'$ est $[31, 42]$, leurs supports temporels ne sont donc pas disjoints. Afin de rendre $\mathcal{C}$ et $\mathcal{C}'$ exclusives, une possibilité est de rajouter une contrainte d'interdiction sur l'événement *on* dans $\mathcal{C}'$ pendant $[20, 40]$ et d'étendre celle associée à *off* de $[5, 40]$ à $[0, 40]$.

4.2 Recherche des flux à l'origine de la non-exclusivité

Le principe précédent aboutit à la détermination d'un contre-exemple. Néanmoins une analyse fine de l'exclusivité nécessite la connaissance de l'ensemble des flux associés à la reconnaissance de deux chroniques testées en vue d'améliorer les chroniques. Une solution consiste à forcer l'outil de vérification à renvoyer les autres contre exemples en lui soumettant itérativement des formules construites sur la connaissance des chemins connus afin de les exclure, jusqu'à l'obtention d'une réponse TRUE. Il s'agit donc de répondre à la question : *est-il impossible d'atteindre la reconnaissance des deux chroniques en excluant les chemins connus (c.-à-d. autrement que par les exécutions $\varphi_{\pi_0}, \varphi_{\pi_1}, \ldots \varphi_{\pi_N}$)?* La première étape de cette recherche est donc d'interroger $\mathcal{C} \bowtie \mathcal{C}'$ avec la formule initiale $\varphi_0 = \varphi_{ok}$. Si la réponse est fausse, `selt` retourne un contre-exemple $\pi_1 = \langle t_1^1, \ldots, t_1^{k_1} \rangle$ qui peut s'exprimer en SE-LTL par $\varphi_{\pi_1} = t_1^1 \wedge \bigcirc t_1^2 \wedge \bigcirc\bigcirc t_1^3 \ldots$. On réitère l'interrogation avec la nouvelle formulle $\varphi_1 = \varphi_0 \vee \varphi_{\pi_1}$ pour potentiellement avoir un nouveau contre-exemple π_2. On réitère ainsi avec les formules $\varphi_2, \varphi_3, \ldots$ jusqu'à ce que `selt` retourne vrai. Le graphe des classes de $\mathcal{C} \bowtie \mathcal{C}'$ étant constitué d'un nombre fini de transitions et d'états, le nombre de chemins élémentaires (sans cycles) est fini et l'algorithme terminera nécessairement avec une réponse vraie.

5 Conclusions et perspectives

Le travail présenté s'inscrit dans le contexte du diagnostic par reconnaissance de chroniques. Cet article introduit un modèle formel de chroniques permettant la prise en compte de l'absence d'un événement dans le comportement à reconnaitre au travers de contraintes d'interdiction. L'apport des contraintes d'interdiction dans la modélisation des chroniques contribue à améliorer l'expressivité des chroniques pour le diagnostic car c'est un moyen simple de définir des comportements discriminants et ainsi d'améliorer la diagnosticabilité générale d'une approche à base de chroniques. Plusieurs propriétés de ces contraintes d'interdiction sont proposées afin de vérifier le bien formé et la pertinence de ces contraintes. Des critères d'évaluation

des chroniques et de comparaison de chroniques ont été introduits. C'est à partir de ces critères que la qualité d'une base de chroniques utilisée pour la reconnaissance de situation peut être évaluée. Un des critères fondamentaux des chroniques est l'exclusivité deux-à-deux. Nous proposons ici de formuler ce test d'exclusivité comme un problème d'atteignabilité dans un réseau de Petri temporel à priorité, ce qui a permis de proposer des solutions de résolution à l'aide des outils `selt` et `plan` de `Tina`. La suite de ce travail concerne le *retour sur conception* de la base de chroniques. Il s'agit de définir une méthodologie permettant hors-ligne d'exploiter les critères avancés, pour la mise à jour d'une base de chroniques, compte tenu d'un problème de diagnostic défini par un système, des observables, des temps d'exécution ...et d'une analyse de diagnosticabilité établie sur la base de chroniques initiales.

References

[1] B. Berthomieu, F. Peres, and F. Vernadat. Model checking bounded prioritized time petri nets. In *Automated Technology for Verification and Analysis*, volume 4762 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 523–532. Springer Berlin Heidelberg, November 2007.

[2] B. Berthomieu and F. Vernadat. *Traité IC2 "Systèmes temps réel 1 – Techniques de description et de vérification"*, chapter 1. Nicolas Navet, 2006.

[3] G. Carrault, M. Cordier, R. Quiniou, M. Garreau, and J. Bellanger andA. Bardou. A model-based approach for learning to identify cardiac arrhythmias. *Lecture Note on Artificial Intelligence*, 1620:165–174, 1999.

[4] R. Dechter, I. Meiri, and J. Pearl. Temporal constraint networks. *Artificial intelligence*, 49(1):61–95, 1991.

[5] C. Dousson. Extending and unifying chronicle representation with event counters. In *Proc. of the 15 th ECAI*, pages 257–261. IOS Press, 2002.

[6] C. Dousson and T. Vu Duong. Discovering chronicles with numerical time constraints from alarm logs for monitoring dynamic systems. In *IJCAI 99: Proceedings of the Sixteenth International Joint Conference on Artificial Intelligence*, pages 620–626, San Francisco, CA, USA, June 1999.

[7] C. Dousson, P. Gaborit, and M. Ghallab. Situation recognition: representation and algorithms. In *IJCAI: International Joint Conference on Artificial Intelligence*, pages 166–172, Chambéry, France, august 1993.

[8] H.E. Gougam, A. Subias, and Y. Pencolé. Timed diagnosability analysis based on chronicles. In *In 8th Safeprocess*, volume 8, pages 1256–1261, August 2012.

[9] B. Guerraz and C. Dousson. Chronicles construction starting from the fault model of the system to diagnose. In *International Workshop on Principles of Diagnosis (DX04)*, pages 51–56, Carcassonne, France, 2004.

[10] E. Mayer. Inductive learning of chronicles. In *European Conference on Artificial Intelligence*, pages 471–472, 1998.

[11] Y. Pencolé and A. Subias. A chronicle-based diagnosability approach for discrete timed-event systems: Application to web-services. *Journal of Universal Computer Science*, 15(17):3246–3272, 2009.

[12] R. Saddem, A. Toguyeni, and T. Moncef. Consistency's checking of chronicles' set using time Petri nets. In *Control & Automation (MED), 2010 18th Mediterranean Conference on*, pages 1520–1525. IEEE, 2010.

[13] A. Subias, L. Travé-Massuyès, and E. Le Corronc. Learning chronicles signing multiple scenario instances. In *25th international workshop of diagnosis (DX14)*, Graz, Autriche, 2014.

[14] Alexandre Vautier, Marie-Odile Cordier, and René Quiniou. Extension des bases de données inductives pour la découverte de chroniques avec contraintes temporelles. Paris, France, 2005.