Test d'ordonnançabilité pour systèmes à criticité mixte par exploration d'automates

MEMO-F508 – Masters thesis

Simon PICARD

UNIVERSITÉ LIBRE DE BRUXELLES
Faculté des Sciences
Département d'Informatique

17 Juin 2016

Sommaire

Ordonnancement en criticité mixte

- Partager une ou plusieurs ressources entre plusieurs entités
- Temps réel : contraintes temporelles
- Notion de criticité
- Représentation sous forme de travaux $J_i = (r_i, d_i, \chi_i, c_i)$
- Plusieurs temps d'exécution
- Considérer deux niveaux de criticité, haut et bas, faible et fort

Ordonnancement en criticité mixte

Faisabilité CM

Il est possible d'agencer les travaux correctement

- $\forall \ell, \forall J_i : \chi_i \geq \ell \rightarrow$ exécution jusqu'à complétion durant $[r_i, d_i)$

Ordonnançabilité CM

Il existe un algorithme en ligne qui permet d'ordonnancer correctement les travaux

- Complexe car en ligne
- Problème NP-difficile

Test d'ordonnançabilité

Si un test d'ordonnançabilité échoue, il peut y avoir différentes raisons

Faisabilité

Le système en tant que tel n'est pas faisable.

- Testable par condition sur utilisation

Ordonnançabilité

Le système n'est pas ordonnançable.

Test

Le test est mal fait.

- Deux derniers cas indissociables actuellement
- Solution : tester tous les ordonnancements possibles
- Réduction vers le problème d'accessibilité

Problème d'accessibilité

- Graphe, sommets et arcs
- Automates finis, ensemble de départ et d'arrivée
- Chemin, séquence d'état adjacent

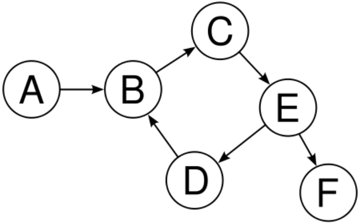


FIGURE – Exemple de graphe

États accessibles

$$Reach(A) = \{v \in V | \exists \text{ un chemin } v_1, ..., v_t : v_1 \in S_0 \wedge v_t = v\}$$

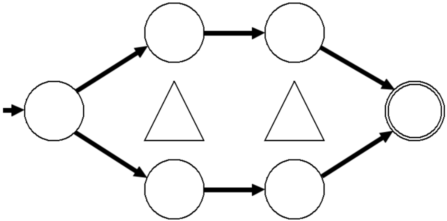
- États d'arrivée $\cap$ États accessibles $\stackrel{?}{=} \emptyset$
- Recherche en largeur
- Linéaire en la taille de l'automate

Antichaîne

Relation de simulation

Soit $A = (V, E, S_0, F)$ un automate fini, un préordre $\succeq$ sur V est une relation de simulation pour A si :

- Pour tout $v_1, v_2, v_3 \in V$, si $v_2 \succeq v_1$ et $(v_1, v_3) \in E$, alors il existe $v_4 \in V$ tel que $v_4 \succeq v_3$ et $(v_2, v_4) \in E$.
- Pour tout $v_1, v_2 \in V$, si $v_2 \succeq v_1$: $v_1 \in F$ implique $v_2 \in F$.



Antichaîne

$$H = \{v_1 \in V | \forall v_2 \in V : v_1 \succeq v_2 \Rightarrow v_1 = v_2\}$$

Vestal & AMC-max

Vestal

- Basé sur Audsley
- Tâche éligible à recevoir la plus faible priorité
- Pire temps de réponse
- Taille maximale de l'intervalle compris entre la génération d'un travail et sa complétion
- Doit être inférieur à l'échéance

AMC-max

Décomposé le pire temps de réponse

- Temps en basse criticité
- Temps en haute criticité
- Temps durant le changement de criticité

Si l'assignation de priorité existe, alors le système est ordonnançable.

OCBP

Algorithme

- Audsley sur travaux
- Assigner des priorité durant une période occupé
- Considéré les travaux comme généré au plus tôt
- Si premption d'un travail car émission d'un autre plus prioritaire, recalculer les priorité

Test

- Test basé sur la charge de travail
- Portion de la capacité d'exécution requise pour respecter toutes les échéances

PLRS & LPA

PLRS

- Crée une assignation de priorité pour les travaux
- Ajuste au vol les priorité, en minimisant le nombre de calcul
- Nécéssite de calculer la taille de plus grange période occupée

Si l'assignation initiale existe, le système de tâche est ordonnançable.

LPA

- PLRS en utilisant une taille de la période occupé mieux bornée

Si l'assignation initiale existe, le système de tâche est ordonnançable.

EDF-VD & Greedy

EDF-VD

- Utiliser EDF en modifiant les échéance des tâche fortement critique, durant le niveau de criticité plus faible.
- Test sur utilisation.

Greedy

- Utiliser EDF en modifiant les échéance.
- Test sur fonction de borne de demande et d'approvisionement
  - Fonction de borne de demande en faible criticité
  - Fonction de borne de demande en haute criticité
  - Travaux transféré
- Heurisitique pour trouver les nouvelles échéance.

LWLF

- Basé sur LLF
- Pire laxité, laxité pour un travail dans le pire des cas, pour son pire WCET.
- Le travail ayant la plus petite pire laxité est ordonnancé.

Périodique

Etat du système

Soit $\tau = \tau_1, \tau_2, \tau_3 ...$ un système de tâches CM périodiques, l'état du système de τ est le tuple $S \overset{def}{=} \langle at_S, rct_S, crit_S \rangle$ avec

- at_S, une fonction représentant le temps d'arrivée du travail CM courant d'une tâche CM : $\tau \rightarrow \mathbb{N},\ at_S(\tau_i) \leq R_{max}$ avec $R_{max} \overset{def}{=} max(max_i\ (T_i),\ max_i\ (O_i))$
- rct_S, le temps de calcul restant du travail CM généré par une tâche CM : $\tau \rightarrow \mathbb{N},\ 0 \leq rct_S(\tau_i) \leq C_{max}$ avec $C_{max} \overset{def}{=} max_{i,j}\ C_i(j)$
- $crit_S$, le niveau de criticité actuel du scénario, $\in \mathbb{N},\ 1 \leq crit_S \leq K$

Transitions

- Transition d'exécution.
- Transition de terminaison.
- Transition critique.

Sporadique

Etat du système

Soit $\tau = \tau_1, \tau_2, \tau_3...$ un système de tâches CM sporadiques, l'état du système de τ est le tuple $S \stackrel{def}{=} \langle nat_S, rct_S, done_S, crit_S \rangle$ avec

- nat_S, une fonction représentant le temps d'arrivée minimum du prochain travail CM d'une tâche CM : $\tau \to \mathbb{N},\ nat_S(\tau_i) \leq R_{max}$ avec $R_{max} \stackrel{def}{=} max(max_i\ (T_i),\ max_i\ (O_i))$
- rct_S, le temps de calcul restant du travail CM généré par une tâche CM : $\tau \to \mathbb{N},\ 0 \leq rct_S(\tau_i) \leq C_{max}$ avec $C_{max} \stackrel{def}{=} max_{i,j}\ C_i(j)$
- $done_S$, la complétion d'un travail CM : $\tau \to \{True, False\}$
- $crit_S$, le niveau de criticité actuel du scénario, $\in \mathbb{N},\ 1 \leq crit_S \leq K$

- Tâches CM actives, oisives et abandonnées
- Tâches CM implicitement terminées
- Tâches CM éligible à la soumission d'un travail
- Criticité réelle d'un état
- Laxité, pire laxité et états erronés
- Ordonnanceur

Transition d'exécution

Soit $S = \langle nat_S, rct_S, done_S, crit_S \rangle$ un état du système et *Run* un *ordonnanceur* pour τ.
On dit que l'état du système $S^+ = \langle nat_S^+, rct_S^+, done_S^+, crit_S^+ \rangle$ est un *successeur-exécuté* de S avec *Run*, noté $S \xrightarrow{Run} S^+$, si et seulement si :

- Pour tout $\tau_i \in Run(S)$: $rct_S^+(\tau_i) = rct_S(\tau_i) - 1$
- Pour tout $\tau_i \notin Run(S)$: $rct_S^+(\tau_i) = rct_S(\tau_i)$
- Pour tout $\tau_i \in \tau$:

$$nat_S^+(\tau_i) = \begin{cases} max(nat_S(\tau_i) - 1, 0) & si\ \tau_i \notin Active(S) \\ nat_S(\tau_i) - 1 & si\ \tau_i \in Active(S) \end{cases}$$

- $done_S^+ = done_S$
- $crit_S^+ = crit_S$

Transition de terminaison

Soit $S = \langle nat_S, rct_S, done_S, crit_S \rangle$ un état du système et $\tau^T \subseteq Active(S)$ un ensemble de tâches CM actives pouvant signaler leur complétion. On dit que l'état du système $S^T = \langle nat_S^T, rct_S^T, done_S^T, crit_S^T \rangle$ est un *successeur-τ^T-terminé* de S, noté $S \xrightarrow{\tau^T} S^T$, si et seulement si :

- Pour tout $\tau_i \in \tau^T \cup ImplicitelyDone(S)$:
  - $rct_S^T(\tau_i) = 0$
  - $done_S^T(\tau_i) = True$
- Pour tout $\tau_i \notin \tau^T \cup ImplicitelyDone(S)$:
  - $rct_S^T(\tau_i) = rct_S(\tau_i)$
  - $done_S^T(\tau_i) = done_S(\tau_i)$
- $nat_S^T = nat_S$
- $crit_S^T = crit_S$

Transition critique

Soit $S = \langle nat_S, rct_S, done_S, crit_S \rangle$ un état du système. On dit que l'état du système $S^C = \langle nat_S^C, rct_S^C, done_S^C, crit_S^C \rangle$ est un *successeur-critique* de S, noté $S \xrightarrow{C} S^C$, si et seulement si :

- $crit_S^C = Critical_S$
- Pour tout $\tau_i \in \tau$:

$$rct_S^C(\tau_i) = \begin{cases} rct_S(\tau_i) + c_i(Critical_S) - c_i(crit_S) & si\ X_i \geq Critical_S \wedge \tau_i \in Active(S) \\ rct_S(\tau_i) & si\ X_i \geq Critical_S \wedge \tau_i \notin Active(S) \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

$$nat_S^C(\tau_i) = \begin{cases} nat_S(\tau_i) & si\ X_i \geq Critical_S \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

$$done_S^C(\tau_i) = \begin{cases} done_S(\tau_i) & si\ X_i \geq Critical_S \\ True & \text{sinon.} \end{cases}$$

Transition de requête

Soit $S = \langle nat_S, rct_S, done_S, crit_S \rangle$ un état du système et $\tau^R \subseteq Eligible(S)$ un ensemble de tâches CM éligibles. On dit que l'état du système $S^R = \langle nat_S^R, rct_S^R, done_S^R, crit_S^R \rangle$ est un *successeur-τ^R-requête* de S, noté $S \xrightarrow{\tau^R} S^R$, si et seulement :

- Pour tout $\tau_i \in \tau^R$:
  - $nat_S(\tau_i) + T_i \leq nat_S^R(\tau_i) \leq T_i$
  - $rct_S^R(\tau_i) = C_i(crit_S)$
  - $done_S^R(\tau_i) = False$
- Pour tout $\tau_i \notin \tau^R$:
  - $nat_S^R(\tau_i) = nat_S(\tau_i)$
  - $rct_S^R(\tau_i) = rct_S(\tau_i)$
  - $done_S^R(\tau_i) = done_S(\tau_i)$
- $crit_S^R = crit_S$

Automate

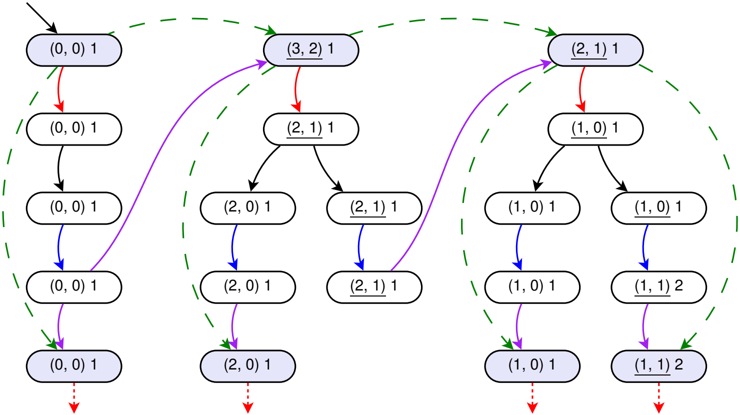
Étant donné un système de tâches CM sporadiques τ et un ordonnanceur *Run*, l'automate $\overline{A}(\tau, Run)$ est le tuple (V, E, S_0, F) où :

- $V = States(\tau)$
- $(S_1, S_2) \in E$, si et seulement s'il existe les états intermédiaires S^+, S^T et $S^C \in States(\tau)$ et $\tau^T \subseteq Run(S_1), \tau^R \subseteq Eligilbe(S^C)$ tel que :

  $S_1 \xrightarrow{Run} S^+ \xrightarrow{\tau^T} S^T \xrightarrow{C} S^C \xrightarrow{\tau^R} S_2$
- $S_0 = (nat_{S_0}, rct_{S_0}, done_{S_0}, crit_{S_0})$:
  - $nat_{S_0}(\tau_i) = O_i \; \forall \; i$
  - $rct_{S_0}(\tau_i) = 0 \; \forall \; i$
  - $done_{S_0}(\tau_i) = True \; \forall \; i$
  - $crit_{S_0} = 1$
- $F = Fail_\tau$

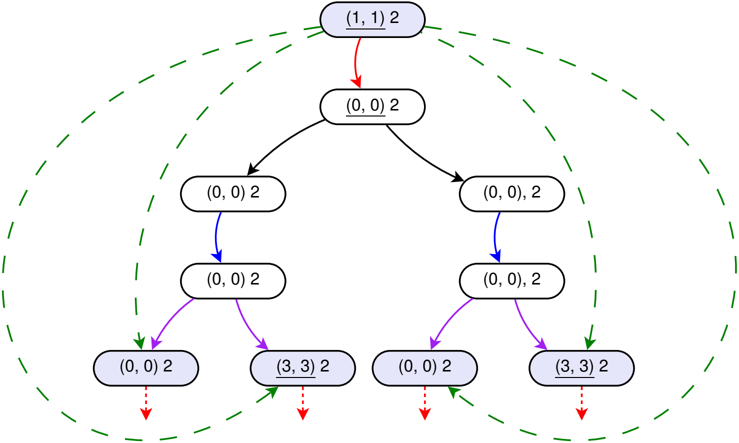
Exemple I

i	O	T	D	C	χ
0	0	3	3	[2, 3]	2



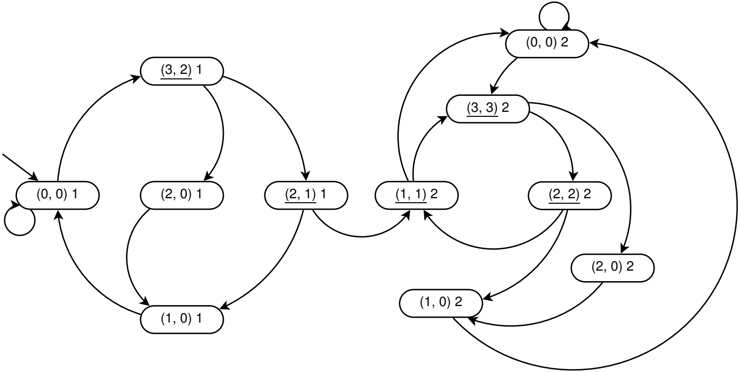
Exemple II

i	O	T	D	C	χ
0	0	3	3	[2, 3]	2



Exemple III

i	O	T	D	C	χ
0	0	3	3	[2, 3]	2



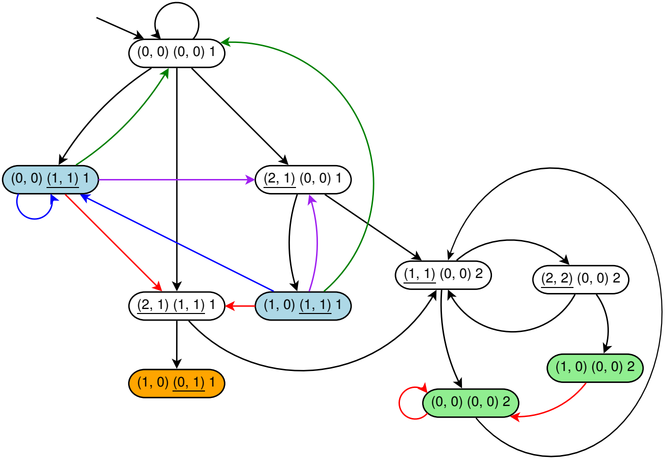
Simulation de tâche oisive

Soit τ un système de tâches CM sporadiques. Le préordre de tâches oisives $\succeq_{idle} \subseteq States(\tau) \times States(\tau)$ est tel que pour tout S_1, S_2 : $S_2 \succeq_{idle} S_1$, si et seulement si :

- $crit_{S_2} = crit_{S_1}$
- $done_{S_2} = done_{S_1}$
- $rct_{S_2} = rct_{S_1}$
- Pour tout τ_i tel que $done_{S_1}(\tau_i) = True$: $nat_{S_2}(\tau_i) \leq nat_{S_1}(\tau_i)$
- Pour tout τ_i tel que $done_{S_1}(\tau_i) = False$: $nat_{S_2}(\tau_i) = nat_{S_1}(\tau_i)$

Exemple

i	O	T	D	C	χ
0	0	2	3	[1, 2]	2
0	0	1	1	[1, 1]	1



Méthodologie

Un système de tâches CM à double criticité est généré en commençant avec un ensemble vide $\tau = \emptyset$ dans lequel des tâches CM aléatoires sont ajoutées.

- la probabilité P_{HI} que la tâche CM soit fortement critique
- le ratio maximum R_{HI} entre le temps d'exécution pour forte criticité et faible criticité
- et la période maximum T^{MAX}

1500 systèmes de tâches CM ont été générés avec 2, 3 ou 4 tâches CM par ensemble

Sporadique : avec antichaîne vs sans antichaîne

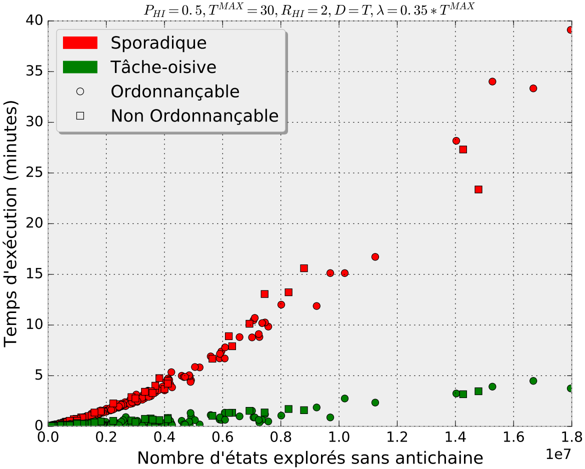


FIGURE – Analyse de la performance de la relation de simulation

Périodique vs sporadique avec antichaîne

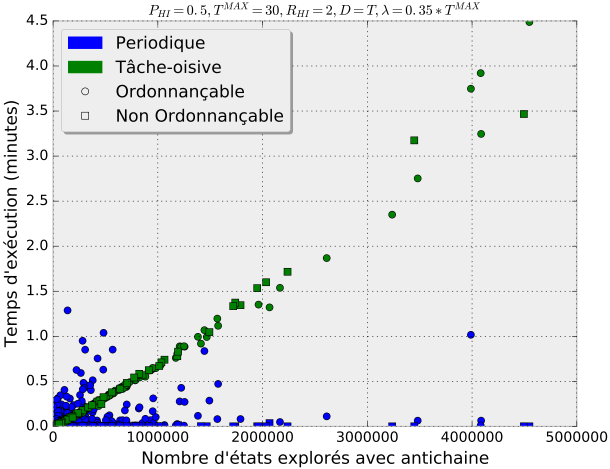


FIGURE – Analyse de la performance de la relation de simulation

Complexité en espace

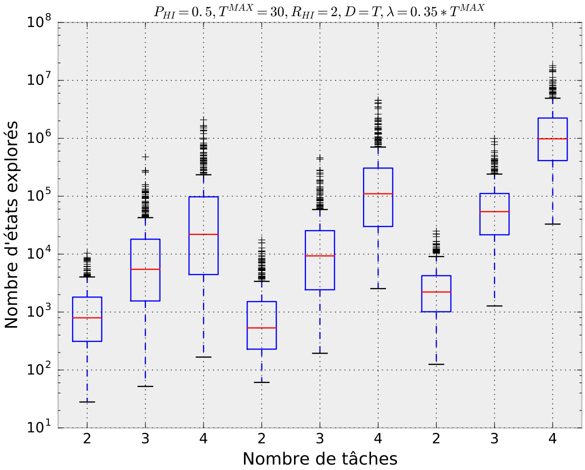


FIGURE – Taille de l'automate en fonction du nombre de tâches CM

Méthodologie

Un système de tâches CM à double criticité est généré en commençant avec un ensemble vide $\tau = \emptyset$ dans lequel des tâches CM aléatoires sont ajoutées. La génération des tâches CM est contrôlée par quatre paramètres :

- la probabilité P_{HI} que la tâche CM soit fortement critique
- le ratio maximum R_{HI} entre le temps d'exécution pour forte criticité et faible criticité
- et la période maximum T^{MAX}
- C_{LO}^{MAX}, le temps d'exécution maximum pour faible criticité
- utilisation moyenne objective $U^{*'}$

- $U^{*'} = 0.4 + (x/40) * 0.6$ pour $0 \leq x \leq 40$
- Taux sur 2000 simulations
- 4 tâches par systèmes

Vestal vs AMC-max

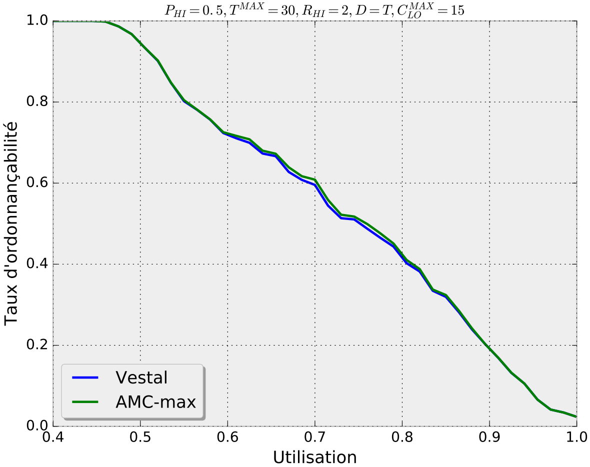


FIGURE – Ordonnançabilité de Vestal et AMC-max

OCBP, PLRS & LPA

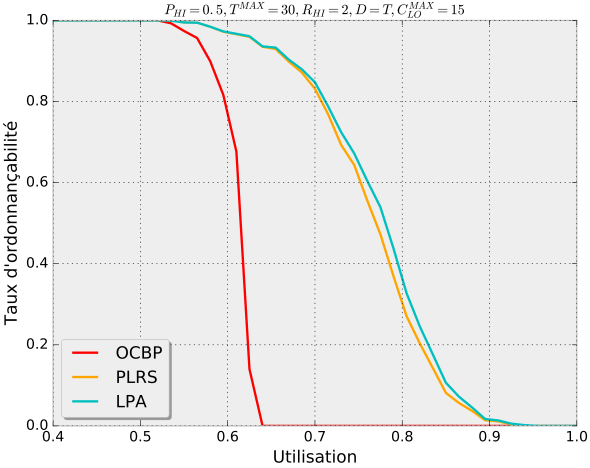


FIGURE – Ordonnançabilité de OCBP et extensions

EDF-VD

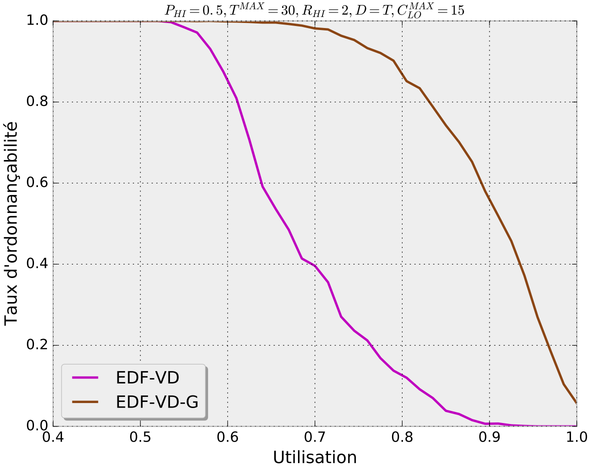


FIGURE – Ordonnançabilité de EDF-VD

Comparaison

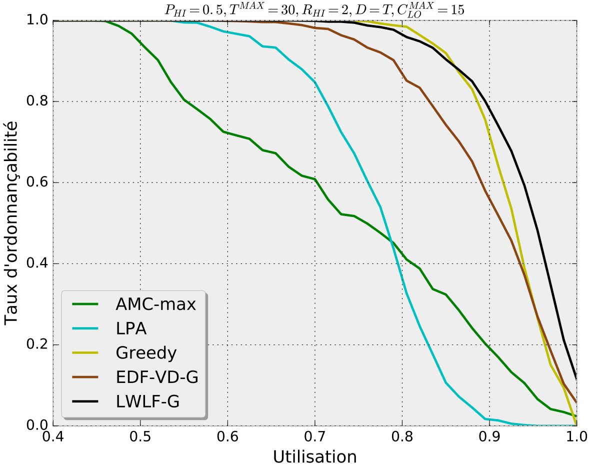


FIGURE – Comparaison des algorithmes

Conclusion

- Définition de l'ordonnancement en criticité mixte.
- Présentation d'une réduction vers l'accessibilité
- Explication de la notions d'antichaînes
- Regroupement d'algorithme d'ordonnancement CM
- Proposition de l'algorithme LWLF
- Test d'ordonnançabilité par explorations d'automate
  - Pour système de tâches CM périodique
  - Pour système de tâches CM sporadiques
  - Relation de simulation de tâches oisives

- Performance et exportation de la relation de simulation de tâche oisive
- Démocratisation de l'ordonnancement CM
- Interdisciplinarité
- Greedy est un puissant algorithme d'ordonnancement
- LWLF donne de bon resultats pour des système à haute utilisation
- Nouvelles possibilités d'exploration de l'ordonnancement CM

Travaux ultérieurs

- Améliorer l'outil
- Etendre les tests
- Explorer de nouvelles relation de simulation
- Approfondir LWLF
- Recherche d'un algorithme optimal
- Jeu d'accèssibilité