Étude d'architectures de méta-ordonnancement pour le calcul intensif en régime permanent et saturé

Eddy Caron, LIP/ENS Lyon, 46 Allée d'Italie, 69364 Lyon Cedex 07
V. Garonne, A. Tsaregorodtsev
Centre de Physique des Particules de Marseille, Marseille, France

29 janvier 2006

Public Note

Issue : 1
Revision : 0
Reference : LHCb-2005-081-Offline
Created : January 25, 2006
Last modified : 29 janvier 2006

Résumé

Dans cet article, nous présentons une modélisation et un simulateur de grands systèmes de calcul distribué. Une telle plate-forme se compose de grappes de PCs hétérogènes appartenant à un réseau local inter-connectées entre elles par un réseau global. Ces grappes sont accessibles via un ordonnanceur local et sont partagées entre les utilisateurs. La confrontation du simulateur avec les résultats théoriques d'un système M/M/4 nous permet de conclure qu'il est analytiquement valide. Une deuxième confrontation avec un système batch réel, nous donne une différence moyenne de 10.5 % par rapport à la réalité pour les temps de réponse et de 12% pour le makespan. Notre simulateur est donc réaliste et décrit le comportement d'un système de batch réel. Fort de cet outil, nous avons analysé l'ordonnancement de notre système (appelé *DIRAC*) dans un contexte de calcul intensif. Nous avons justifié l'approche distribuée, adaptative et opportuniste utilisée dans notre système par rapport à une approche centralisée.

sont partagées entre différents utilisateurs ou organisations virtuelles [5]. Ainsi une politique locale à chaque grappe définit le partage et l'accès entre les différentes organisations. Cette politique s'applique directement à travers le système local de gestion des ressources, i.e. un système de Batch.

Pour fédérer ces grappes et gérer la charge de calcul globale, la définition d'une architecture globale est vitale. De plus la taille de ces systèmes est importante. Par exemple, dans le domaine des nouvelles expériences de la physique des particules, l'ordre de grandeur envisagé se situe autour d'une centaine de grappes réparties dans le monde et représentant 30.000 nœuds. L'autre caractéristique de ce domaine est le contexte de calcul intensif (*High Troughput Computing*) [12]. Nous nous intéressons alors à l'utilisation maximale du système sur une longue période. Le calcul intensif favorise le régime permanent et saturé du système. Bien qu'au niveau local l'utilisation de système de batch est fréquente, il n'existe pas d'architecture standard au niveau global pour le calcul intensif. Le système *DIRAC* propose justement dans ce cas précis un exemple de solution à ce manque. De ce fait, nous proposons dans cet article une étude pour analyser les performances et le comportement de *DIRAC* dans une situation de calcul intensif.

Pour compléter cette introduction il est intéressant de mentionner les travaux reliés au paradigme *'Push'*. Dans les projets de grille actuels [18, 8] sur l'ordonnancement multi-sites, les décisions se basent sur une connaissance totale de l'état du système à l'instant t. Les architectures sous-jacentes consistent en un méta-ordonnanceur centralisé qui se base sur un système d'informations centralisé. Cette approche, illustrée figure 1, est qualifiée de méthode *'Push'*.

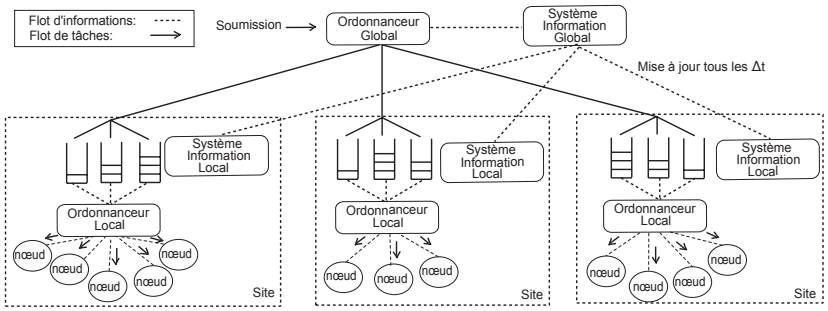


FIG. 1 – Exemple d'architecture avec un ordonnanceur centralisé.

Le système d'information global contient les informations dynamiques et statiques sur l'état de la plate-forme. Les informations dynamiques sont mises à jour par des senseurs déployés sur les sites. Ils interrogent le système d'information local puis positionnent les informations relatives au site dans le système d'information global. Une des difficultés d'un système réel est de maintenir une vue de l'image de l'ensemble de la plate-forme la plus réaliste possible. Idéalement un agent effectue une mise à jour dès que l'état du site subit un changement. Ce changement correspond à la fin d'une tâche ou à l'arrivée d'une tâche. Mais concrètement cette solution entraîne un surcoût important de messages et nécessite des mécanismes de notification. L'utilisation d'une période $\triangle t$ de rafraîchissement de l'information est un compromis entre cohérence des informations et nombre de messages.

Des études [9] proposent des stratégies qui utilisent des systèmes à files d'attente [10]. D'autres [17] ont souvent recours à des simulations comme BRIKS [16]. Généralement, ces études permettent d'estimer des stratégies mais ceci reste dans des modèles simplifiés et souvent non réalistes. À notre connaissance, aucun projet n'a encore réussi à répartir efficacement la charge sur une centaine de sites et la problématique d'un système multi-sites pour le calcul intensif dans un régime permanent et saturé n'a pas été traité.

hautes énergies *LHCb* (CERN). Pendant les 4 derniers mois *DIRAC* a utilisé une soixantaine de centres de calcul et plus de 4.000 nœuds pour exécuter 200.000 tâches [3]. 70 To de données ont été produites, répliquées et stockées. Le système repose sur une *architecture orientée service*, illustrant ainsi la convergence des systèmes de calcul global, pair-à-pair et des systèmes de grid computing [6]. Cette approche vise à avoir une grande souplesse d'intégration, de remplacement ou d'évaluation de services. La philosophie de *DIRAC* est d'être un système léger, extensible et robuste. Il fournit ainsi un ensemble de services pour un système de méta-computing générique. Chaque service est composé de fonctionnalités et d'interfaces précises. Parmi les services, citons le service de monitorage et le service de gestion de charge. Ce dernier est un service vital, nous allons en donner une description détaillée.

0.2.1 Le service de gestion de charge : le paradigme *'Pull'*

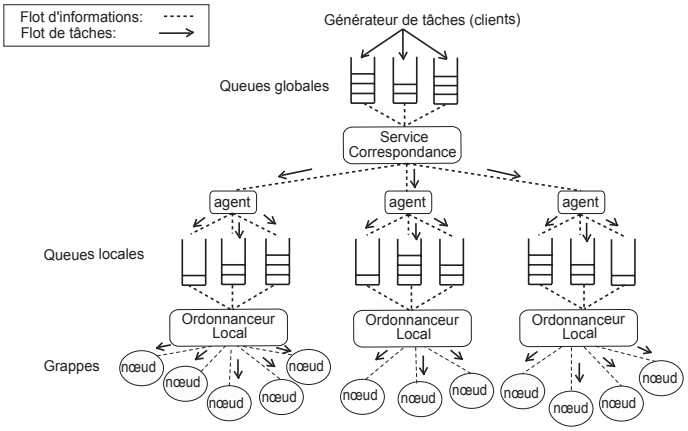


FIG. 2 – Le Modèle d'ordonnancement *DIRAC*.

La figure 2 illustre l'architecture de l'ordonnancement de *DIRAC*. Il met en place des files d'attente centrales et des agents déployés sur des centres de calcul. *DIRAC* utilise un paradigme *'Pull'* ou le rôle des agents est de demander des tâches quand ils détectent la disponibilité des ressources locales. *DIRAC* emprunte cette idée des systèmes de calcul global ou de vols de cycles [14], dans lesquels un serveur central distribue des tâches à des nœuds en fonction de leurs disponibilités. *DIRAC* transpose ce concept au niveau de ressources de calcul distribuées en définissant un critère de disponibilité. Ces ressources peuvent être de simples ordinateurs, des systèmes de batch.

Dès qu'une ressource est détectée comme disponible, l'agent dédié à cette ressource demande une tâche à un service correspondance. Cette requête s'effectue avec la description de la ressource, qui indique l'état dynamique et statique de la ressource. Le service correspondance résout la correspondance entre la description de la ressource et les tâches disponibles en file d'attente. Le langage utilisé pour décrire les ressources, les tâches et les opérations de correspondance est *Classad* du projet *CONDOR* [12].

Pour diminuer la complexité des opérations de correspondance, les tâches sont regroupées par caractéristiques et besoins. Ces catégories définissent des classes de tâches. Cette opération a donc une complexité de $O(n)$ ou n est le nombre de classes de tâches. Cette opération est indépendante du nombre de ressources dans le système et aussi du nombre de tâches.

0.3.1 La topologie

Chaque grappe $\mathcal{C}_i$ appartient à un domaine local, i.d. un LAN(Local Area Network). Ce réseau local décrit un graphe d'interconnexion des nœuds. Chaque lien de ce graphe est pourvu d'**une bande passante locale** $bwt_{\mathcal{C}_i}$ d'**une latence locale** $latence_{\mathcal{C}_i}$. La connexion d'une grappe $\mathcal{C}_i$ au réseau global ou WAN(World Area Network) se fait par un routeur. Un graphe décrit aussi cette interconnexion avec des liens ayant les mêmes propriétés que précédemment soit **la bande passante globale** $bwt_{\mathcal{C}}$ et **la latence globale** $latence_{\mathcal{C}}$.

Pour générer le graphe conforme à la modélisation énoncée, différentes approches existent. Une méthode consiste à décrire une topologie réelle. Pour ceci des outils de découvertes de caractéristiques comme ENV [15] existent . Le passage à l'échelle de ces outils n'étant pas garanti nous avons décidé de privilégier des générateurs de topologie. Des études récentes [13] montrent que les réseaux actuels suivent des lois particulières. Les générateurs de graphes selon ces lois sont principalement de trois types : aléatoire, basé sur le degré ou hiérarchique.

Soit le couple (i, j) définissant le j^{ime} nœud d'une grappe $\mathcal{C}_i$. Chaque nœud (i, j) est caractérisé par une puissance $puissance_{i,j}$ du processeur. Pour exprimer cette puissance, définissons une unité le ***NCU*** (Normalyzed Computing Unit) qui équivaut à une unité de calcul. Cette unité se détermine notamment par des benchmarks d'une application précise sur différents types de machines en fonction du temps d'exécution absolu sur une machine référence. Ainsi la puissance d'un nœud est le nombre d'unités de calcul traitées par unité de temps. Nous pouvons ensuite exprimer l'hétérogénéité de la plate-forme et désigner **la puissance moyenne** de la plate-forme par $puissance_m = \frac{1}{\sum_{i \in \mathcal{C}} card(\mathcal{N}_i)} \sum_{i \in \mathcal{C}, j \in \mathcal{C}_i} puissance_{i,j}$.

0.3.2 Le modèle de charge

Nous distinguons deux niveaux de charge, une locale et l'autre globale. La charge globale correspond aux tâches soumises par le système de méta-computing. Ces tâches sont appelées méta-tâches. La charge locale composée de tâches est la charge propre à une grappe. Une méta-tâche m_k est traduite au niveau local en une simple tâche k.

Une tâche k est caractérisée par quatre attributs : $attributs_k$=$\{tl_k, taille_k, proc_k, group_k\}$ où tl_k est **la date de soumission locale** sur un site, $taille_k$ **la taille** exprimée en NCU, $proc_k$ **le nombre de processeurs** requis pour son exécution et $group_k$ **l'organisation** qui soumet la tâche. Une méta-tâche mk est aussi caractérisée par $meta\text{-}attributs_k$=$\{t_k, attributs_k\}$ où t_k est **la date de soumission** de la tâche mk au système de méta-computing global.

Modéliser la charge d'un système de méta-computing revient à déterminer pour chaque tâche k de l'ensemble des tâches $\mathcal{T}$ soumises à une grappe C_i les caractéristiques $attributs_k$. Il en va de même pour chaque méta-tâche mk de l'ensemble de tâches $\mathcal{MT}$ soumises au système de méta-computing et leurs méta-attributs. Les méthodes pour générer une charge sont de trois types : une charge aléatoire, une charge issue des traces d'un système réel ou une charge stochastique. Une charge aléatoire est peu réaliste de même que celles issues de systèmes réels sont souvent relatives à la capacité et le temps de réponse du système réel et donc trop spécifique. Une charge stochastique est souvent la plus réaliste et sera notre choix. Des travaux étudiant les traces de centres de calcul [11] proposent des modèles probabilistes complets. Nous notons $S(\mathcal{T})$ **la fonction de distribution qui génère l'ensemble des tailles** d'un ensemble de tâches $\mathcal{T}$. Soit CA **la coupure appliquée** à cet ensemble de tailles fixant la taille minimale et maximale. Nous désignons par $A(\mathcal{T})$ **la fonction de distribution qui génère l'ensemble des temps de soumission** d'un ensemble de tâches et $\lambda_{\mathcal{T}}$ **le taux de soumission moyen**.

place des ordonnanceurs utilisant des files d'attente (ou queues). Ces files d'attente sont souvent définies en fonction des caractéristiques des tâches par exemple leurs tailles. Ces ordonnanceurs locaux régissent le partage des ressources entre utilisateurs par des politiques locales reposant sur des stratégies de quotas et de priorités. Ainsi nous avons pour une grappe $\mathcal{C}_i$, **un ensemble de files d'attente** $\mathcal{F}_i$. Chaque file $\mathbf{f_{i,j}}$ de $\mathcal{F}_i$ est composée d'un ensemble de nœuds $\mathbf{N_{f_{i,j}}}$ de la grappe. Un même nœud peut appartenir à une ou plusieurs files. Les tâches soumises au site sont ensuite affectées à ces files en attendant leur exécution en fonction de la stratégie d'ordonnancement locale basée sur leurs priorités et contraintes. De ce fait, une file $\mathbf{f_{i,j}}$ contient un ensemble de tâche $\mathcal{T}_{i,l}$ en attente d'exécution. Nous définissons aussi **la profondeur de la file d'attente** comme $profondeur_{i,j} = card(\mathcal{T}_{i,l})$ qui est **le nombre de tâches en attente** dans la file à un instant. Nous notons $t_{max_{i,j}}$ *le temps maximal* d'une tâche en exécution sur un nœud de la file d'attente $f_{i,j}$.

0.3.4 États, mesures et métriques

Nous définissons pour une tâche k, les trois états suivants : , *queued*, *running*, *done*. L'état *queued* signifie que la tâche est en file d'attente. Quand la tâche est en exécution elle est en état *running*. L'état *done* indique que la tâche a fini son exécution. **Les dates correspondantes aux changements d'états** *running, queued* **et** *done* **pour une tâche** k **sont respectivement** r_k, q_k **et** d_k. Ainsi **le temps d'attente local d'une tâche** k est la date de début d'exécution moins la date de soumission soit $r_k - tl_k$, **le temps d'exécution** est $d_k - r_k$ et **le temps de réponse local** est $d_k - tl_k$.

Pour une méta-tâche mk, nous avons **le temps d'attente global** qui correspond à la date de début d'exécution moins la date de soumission au système soit $r_k - t_k$ et **le temps de réponse global** est $d_k - t_k$.

Pour l'ensemble de méta-tâches $\mathcal{MT}$, nous définissons **le temps d'attente moyen** :

$$attente_m = \frac{1}{card(\mathcal{MT})} \sum_{k \in \mathcal{MT}} (r_k - t_k) \tag{1}$$

le temps d'exécution moyen :

$$execution_m = \frac{1}{card(\mathcal{MT})} \sum_{k \in \mathcal{MT}} (d_k - r_k) \tag{2}$$

et **le temps de réponse moyen** :

$$moyen_m = \frac{1}{card(\mathcal{MT})} \sum_{k \in \mathcal{MT}} (d_k - t_k) \tag{3}$$

Nous définissons aussi **le makespan** qui est le temps total pour terminer l'exécution de toutes les tâches dans l'ensemble $\mathcal{MT}$:

$$makespan = \max_{k \in \mathcal{MT}}(d_k) - \min_{k \in \mathcal{MT}}(t_k) \tag{4}$$

0.4 L'outil de simulation

Simgrid [1] est un outil à évènement discret fournissant des primitives qui permettent de modéliser et de décrire une plate-forme pour l'ordonnancement centralisé, hiérarchique ou décentralisé.

Par rapport à la modélisation décrite en section 0.3, les entités implémentées dans le simulateur sont les suivantes :

exprime la proportion de ce type de nœud présent sur la plate-forme. La puissance NCU des nœuds et leurs pondérations s'inspirent des performances obtenues avec *DIRAC* pour une application de physique sur la plate-forme de production [3]. Cette plate-forme se composait de 4.000 nœuds et d'une vingtaine de configurations de nœuds différents. En fonction du nombre total de nœuds et des proportions attribuées à chaque nœud de référence, nous générons l'ensemble P de toutes les puissances disponibles. Ensuite pour chaque nœud nous procédons à un tirage aléatoire dans cet ensemble. Nous otons ensuite une occurence de cette valeur de l'ensemble P et ce jusqu'à l'attribution de la puissance pour tous les nœuds. Nous disposons ainsi d'une plate-forme hétérogène.

un générateur de charges. *Simgrid* implémente déjà le concept de tâche. Nous avons rajouté les méta-données supplémentaires de notre modèle comme l'organisation soumettant la tâche. Nous avons aussi mis en œuvre un générateur de charges. Celui-ci génère des charges en fonction de différentes lois de distribution comme des lois de gamma, normale ou autres. De plus, pour avoir un système partagé nous avons implémenté un agent qui représente soit un client du système ou une organisation et qui soumet une charge spécifique. Ce simulateur permet donc de simuler le comportement des utilisateurs du système. Nous pouvons avoir ainsi un système soumis à plusieurs charges différentes en même temps et évaluer les interactions.

un système de batch générique. Au niveau local, l'entité de base d'un système de méta-ordonnancement est le système de batch. *Simgrid* ne le fournissant pas, nous avons implémenté un système de batch générique. Le modèle de conception utilisé est illustré sur la figure 3.

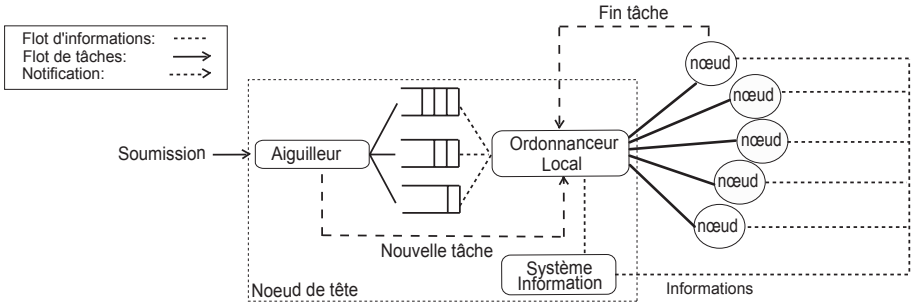


FIG. 3 – Structure d'un système de Batch générique.

Un nœud de tête héberge les composants principaux de l'ordonnanceur local : l'aiguilleur, les files d'attente, le système d'information puis l'ordonnanceur local. Chaque nœud contient un composant qui communique avec le nœud de tête. La soumission d'une tâche est traitée par un aiguilleur qui en fonction des besoins exprimés dans les méta-données de la tâche affecte celle-ci à une file d'attente. Il notifie ensuite l'ordonnanceur. Celui-ci interrogera le service de monitorage et de comptage local pour ensuite élire un nœud candidat. Si aucune ressource n'est disponible, la tâche reste en file d'attente. Après l'envoi de la tâche au nœud, la tâche est exécutée. À la fin de l'exécution de la tâche l'ordonnanceur est notifié. Ceci enclenche un cycle d'ordonnancement, l'ordonnanceur examine les files d'attente et détermine si une tâche est apte à être exécutée. La configuration locale de chaque ordonnanceur est paramétrable par fichier. Cette configuration comprend le nombre de files d'attente, leurs caractéristiques, l'appartenance d'un nœud à une ou plusieurs files ou le nombre de tâches pouvant s'exécuter sur un nœud.

Les architectures globales Nous avons implémenté deux types d'architectures globales. Une architecture centralisée détaillée dans la section 0.1 et celle de *DIRAC* décrite dans la section 0.2.

un système de monitorage et de comptage des tâches local et global. Un système de monitorage et de comptage local contient une base de données qui contient l'état courant des nœuds. Cette base est mise à jour par les nœuds du système, l'aiguilleur et l'ordonnanceur. Elle contient aussi tous les changements d'état des tâches soumises au site et les informations relatives à leurs exécutions.

0.5 Validation du simulateur

Après la conception du simulateur, pour déterminer la pertinence de notre outil une phase de validation est primordiale. Le simulateur a été validé de manière théorique puis expérimentale.

0.5.1 Validation théorique

Pour la validation théorique de notre simulateur, nous utilisons ici un système à file d'attente de type M/M/m où le premier M désigne la distribution des intervalles de temps séparant deux arrivées successives de tâches (les inter-temps), le second M est la distribution du temps de service, et m dénote le nombre de processeurs [10].

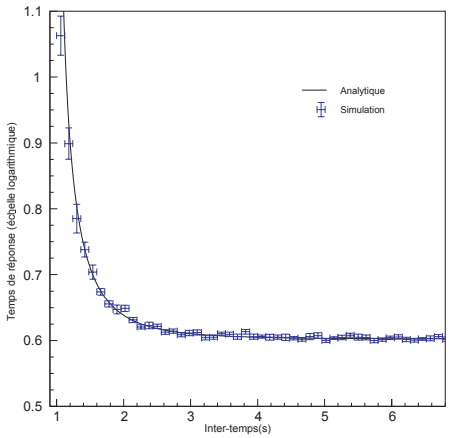


FIG. 4 – Comparaison des temps de réponses entre la simulation et la théorie dans un système de file d'attente M/M/4.

La figure 4 montre la confrontation des temps de réponses analytiques et simulés dans un système M/M/4 en fonction des inter-temps. Les temps d'exécution sont distribués exponentiellement avec une moyenne de 4 unités de temps. Les inter-temps sont aussi distribué exponentiellement. Les temps de réponses simulés sont obtenus par la méthode des moindres carrés avec 16 exécutions indépendantes de 1000 tâches pour une moyenne d'inter-temps donnée. Les résultats entre la simulation et la théorie coïncident. Nous concluons ainsi que notre simulateur est validé du point de vue théorique.

0.5.2 Validation expérimentale du simulateur

Nous avons utilisé une grappe de PCs dédiée et hétérogène dont la configuration est résumée dans le tableau 0.5.2.

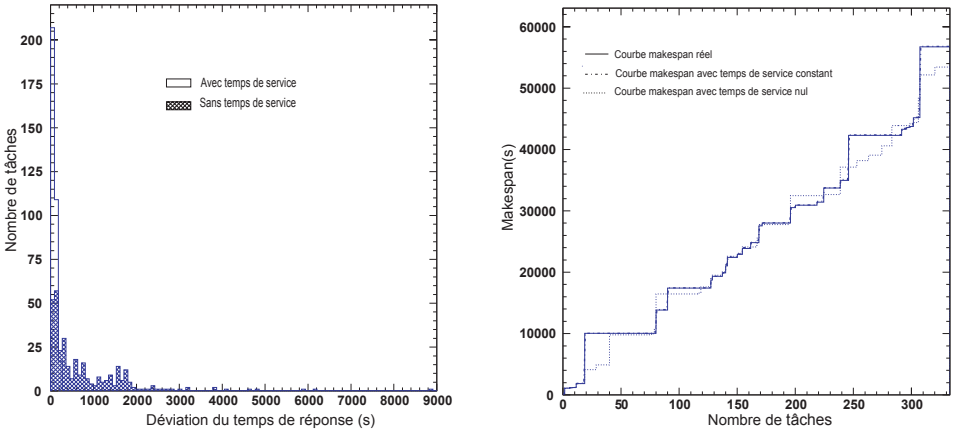
Nous avons utilisé le système *DIRAC* pour valider notre simulateur. Nous avons déployé un agent *DIRAC* sur le site et utilisé un générateur de tâches. Ce générateur génère et soumet des tâches de calcul séquentielles indépendantes et donc sans communication. Les temps de soumission suivent une loi de distribution de Poisson.

Le jeu d'essai utilisé est un programme qui implémente un compteur de consommation CPU. Il prend un paramètre qui est le temps CPU à consommer avant de se terminer. Cette taille est générée pour chaque

Mémoire vive(mo)	128	128	128
Puissance($NCU.s^{-1}$)	32.12	52.12	100.00
Ordonnanceur	openPBSv2.3		
Politique	First Come First Serve(FCFS)		
Réseau local	Mégabit Ethernet		

TAB. 1 – Résumé des caractéristiques de la plate-forme utilisée pour la validation du simulateur.

tâche et suit une loi de Weibull. Les temps de réponse et d'attente du système sont recueillis par le service de monitorage de *DIRAC*. Nous dérivons ensuite cette charge pour l'injecter dans notre simulateur. Pour décorreler le temps d'exécution du nœud sur lequel une tâche s'exécute nous normalisons ce temps avec la puissance NCU du nœud. La puissance NCU des nœuds est obtenue par des jeux d'essai et est reportée dans le tableau 0.5.2. La topologie utilisée est une topologie simple ou chaque nœud est relié au nœud de tête comme illustré sur la figure 3 par un simple lien d'une bande passante de 100 Mbit par secondes et de latence nulle.



(a) Affichage de la distribution de la déviation pour les temps de réponse(valeur absolue).

(b) évolution du makespan en fonction du nombre de tâches dans la réalité.

FIG. 5 – Confrontation entre la simulation et la réalité, avec $\mu_{rec} = \mu_{env} = 0$ et $\mu_{rec} = constante$, $\mu_{env} = constante$.

La figure 5(a) montre deux distributions de la valeur absolue de la déviation observée entre la réalité et la simulation pour les temps de réponse de chaque tâche. Le nombre de tâches est de 330, i.d. $card(\mathcal{MT}) = 330$. Dans la première distribution nous observons un fort taux d'erreur de l'ordre de 80%. Après une étude des traces, nous avons caractérisé deux temps de service μ_{rec} et μ_{env}. $\mu_{\mathbf{rec}}$ est le temps de service entre l'arrivée d'une tâche et l'envoi de cette tâche sur un nœud ou en file d'attente. $\mu_{\mathbf{env}}$ est le temps de prise en compte de la fin d'une tâche par l'ordonnanceur et de disponibilité d'un nœud. Ce fort taux d'erreur se comprend par le fait que l'ordonnanceur effectue ces choix avec des données différentes que dans la réalité. Les nœuds étant hétérogènes ceci a des conséquences immédiates sur le temps de réponse d'une tâche. Nous corrigeons ce taux d'erreur en incluant les temps de services mesurés sur le système réel pour les paramètres μ_{rec} et μ_{env} sous forme de traces. Nous obtenons avec ceci exactement le comportement de la réalité. Ceci valide le code de notre simulateur. Nous avons réitéré l'expérience en positionnant les temps de service à des constantes. Ces constantes sont les temps de services moyens mesurés sur le système test ($\mu_{rec} = 3.75s$, $\mu_{env} = 2s$). Ces paramètres diminuent le taux d'erreur car nous observons un taux d'erreur moyen de 10.5% pour le temps de réponse.

services μ_{rec} et μ_{env} une loi de distribution qui approche le comportement réel.

0.6 Expérimentations

Nous comparons l'architecture décentralisée de *DIRAC* décrite en section 0.2 et l'approche centralisée de la section 0.1 sur une plate-forme dédiée puis partagée. La taille des messages de contrôle dans la simulation est de 30 ko pour les deux architectures. Les caractéristiques des charges sont inspirées de l'étude empirique [11]. Le tableau 2 résume les paramètres de la plate-forme et des charges.

		Paramètres	*Notations*	*Valeurs*
Plate-forme		Nombre de sites	$card(C)$	3
		Nombre de nœuds par site	$card(N_i)$	20
		Nombre de files d'attente par site	$card(F_i)$	1
		Puissance moyenne de nœuds	$puissance_m$	96 $NCU.s^{-1}$
		Politiques Locales	M/M/$card(N_i)$/FCFS	PAPS
		Temps maximal d'exécution	$t_{max_{i,j}}$	$24000s$
		Bande passante locale/globale	bwt_C/bwt_{C_i}	1000 $Mbit$/100 $Mbit$
		Latence locale/globale	$latence_C$, $latence_{C_i}$	$0s$
Charge		Type de tâches	$card(proc_k)$	1
		Distribution des tailles	$S(\mathcal{M}t) \rightarrow \{taille_k\}$	$Weibull(\alpha = 142.2, \beta = 0.45)$
		Coupure sur les tailles	$\mathcal{C}(taille_k)$	$37300 < taille_k < 242800$
	Globale	Nombre de tâches	$card(\mathcal{M}t)$	500
		Distribution des temps d'arrivées	$A(\mathcal{M}t) \rightarrow \{tl_k\}$	$Poisson(m = 0.05, s = 4)$
		Inter-temps moyen	$1/\lambda_{\mathcal{M}t}$	19s
	Locale	Nombre de tâches par site	$card(\mathcal{T}_i)$	500
		Distribution des temps d'arrivées	$A(\mathcal{T}_i) \rightarrow \{t_k\}$	$Poisson(m = 0.011, s = 4)$
		Inter-temps moyen	$1/\lambda_{\mathcal{T}_i}$	87s

TAB. 2 – Résumé des paramètres pour les expériences.

La stratégie associée à l'architecture *DIRAC* est aussi celle décrite en section 0.2. Le critère de disponibilité choisi est donné en (5) et s'applique au niveau des files d'attente $f_{i,j}$ d'un cluster C_i.

$$\frac{profondeur_{i,j}}{card(\mathcal{N}_{f_{i,j}})} < \varepsilon, \ e.g.\ \varepsilon = 0.3 \tag{5}$$

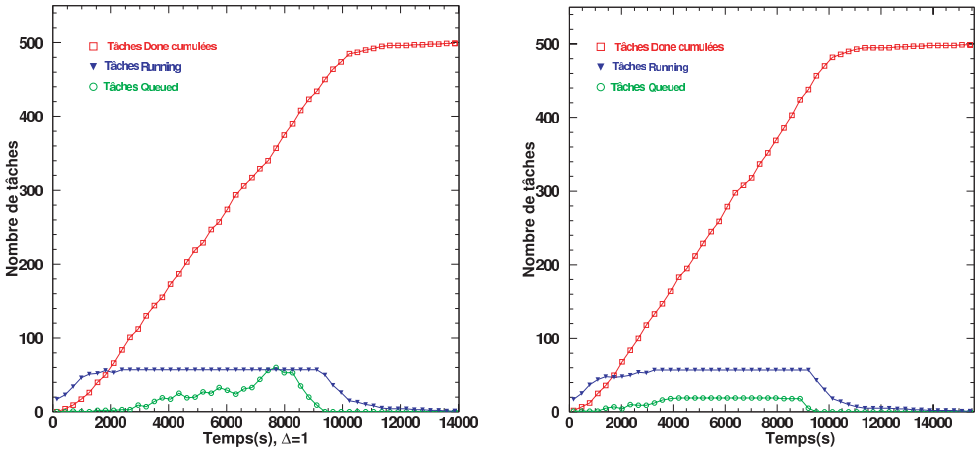
La politique appliquée au niveau du service `correspondance` est qualifiée de FRFS (Fit Ressource First Serve). C'est-à-dire que la première ressource qui convient à une tâche est choisie.

Nous avons voulu aussi évaluer l'importance du déploiement au sein de *DIRAC*. Pour ceci, nous considérons deux déploiements pour les agents. Un déploiement statique où l'agent déployé sur le site soumet des tâches dans les files d'attente. Ce cas est identique à celui expliqué en section 0.2 et l'autre déploiement est qualifié de dynamique ou de réservation. L'agent déployé sur le site détecte si la ressource est disponible. Dans le cas positif, il interroge le service correspondance pour savoir si des tâches sont disponibles. Si tel est le cas, il soumet des agents à la ressource et réitère sa demande. Ensuite, l'agent sur le nœud demande du travail au service correspondance utilisant la description du nœud générée au préalable. Si une tâche est disponible, l'exécution de cette tâche est effectuée. Dans le mode de réservation simple l'agent meurt après l'exécution d'une tâche. En mode de réservation *f*illing, il récupère encore une tâche en accord avec les contraintes de temps restant. En cas de non disponibilité d'une tâche, l'agent meurt immédiatement après avoir reçu une réponse négative du service correspondance.

du système. Il nous reste à déterminer quelle influence peuvent avoir leurs implémentations et leurs architectures sur les performances.

0.7 Résultats et discussions

La figure 6 montre l'évolution du cardinal des tâches dans les différents états *queued* et *running* pendant la durée de l'expérience pour une plate-forme dédiée. La troisième courbe est la courbe cumulée de toutes les tâches en états *done*.



(a) Approche centralisée avec $\triangle t = 0$.

(b) Approche *DIRAC*.

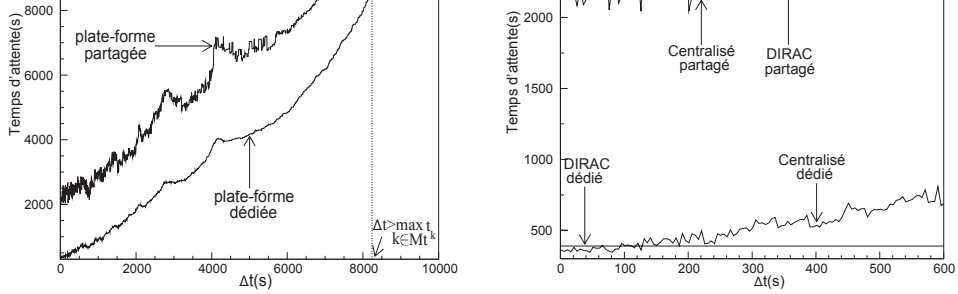
FIG. 6 – Évolution du cardinal des états des tâches dans le temps dans le cadre d'une plate-forme dédiée.

La figure 6(b) montre ceci pour l'ordonnancement centralisé avec $\triangle t = 0$ et la figure 6(a) pour *DIRAC*. Pour les deux approches nous observons une phase d'initialisation du système puis la saturation de toutes les ressources et finalement l'arrêt du système. La phase de saturation nous donne la capacité maximale de la plate-forme. Il correspond à la somme de tous les nœuds disponibles soit $\sum_{i \in \mathcal{C}} \mathcal{N}_i$, ici 60. Les deux approches saturent donc bien les ressources. La caractéristique de l'approche *DIRAC* par rapport à l'approche centralisée est que le nombre de tâches en état *queued* est constant.

La figure 7(a) montre l'impact de la variation de la période $\triangle t$ pour l'ordonnancement centralisé sur le temps d'attente moyen $attente_m$ dans un contexte dédié puis partagé. Nous avons effectué pour ceci une variation du paramètre $\triangle t$ avec un pas de 5 s. Les temps d'attente moyens obtenus pour *DIRAC* sont donnés à titre indicatif car ceux-ci ne dépendent pas de $\triangle t$ (figure 7(b)). *DIRAC* n'utilise pas de système d'information centralisé et ne dépend donc pas de la fréquence de rafraîchissement de l'information. Pour un $\triangle t$ inférieur à 95 s, le temps d'attente moyen est meilleur pour l'ordonnancement centralisé dans un contexte dédié et à peu près inférieur à 60 s dans un contexte partagé, par contre il se dégrade rapidement. L'effet est plus chaotique dans un contexte partagé. Le plateau observé donne la borne supérieure qui correspond à la situation où toutes les tâches sont affectées au même site soit dans la situation où $\triangle t > \max_{k \in \mathcal{M}t} t_k$.

La figure 8(a) compare le makespan, le temps de réponse moyen local et global ainsi que le temps d'exécution pour les quatre stratégies évaluées.

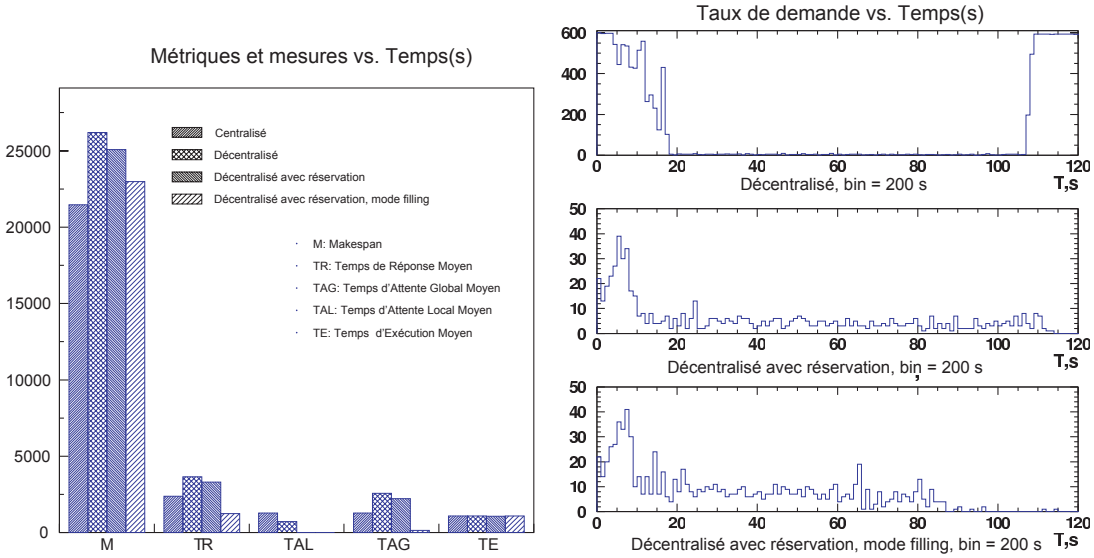
Pour un $\triangle t$ nul, le meilleur makespan est obtenu par l'approche centralisée. Par contre le temps de réponse le plus petit est issu de l'approche *DIRAC* avec la réservation en mode *f*illing. Les temps d'exécution sont du même ordre pour toutes les stratégies ceci s'explique par le fait que les sites possèdent en moyenne la



(a) Balayage complet.

(b) Comparaison avec le temps moyen d'attente de *DIRAC*.

FIG. 7 – Temps moyen d'attente pour les méta-tâches en fonction de la période de rafraîchissement $\triangle$t du système d'information pour l'approche centralisée dans le cadre d'une plate-forme dédiée et partagée.



(a) Comparaison des stratégies : centralisée, *DIRAC* avec un déploiement statique puis les deux modes de réservation simple et *f*illing

(b) Taux de requête de tâche sur le service correspondance pour les trois stratégies de DIRAC par pas de temps.

FIG. 8 – Resultats et caractéristiques des stratégies évaluées.

même capacité. La différence des temps de réponse provient donc majoritairement des temps d'attente local et global. Le temps d'attente global le plus important est celui lié à l'ordonnancement *DIRAC* statique. Par contre pour cette approche le temps d'attente local comparé à l'approche centralisée est moindre. Dans le cas d'une approche *DIRAC* par réservation le temps moyen d'attente local est nul car la correspondance se fait directement à partir du nœud. Le temps d'attente s'exprime alors pour les agents soumis aux ressources. Le passage du déploiement statique à la réservation donne une amélioration de 10% sur le temps de réponse moyen. Le mode de réservation *f*illing donne près de 50% de gain sur le temps de réponse moyen obtenu par l'approche centralisée.

Les figures 8(b) illustrent le nombre de demandes par unité de temps sur le service correspondance, ceci dans le cas du déploiement statique (en haut), avec réservation mode simple (au milieu) et avec réservation mode *f*illing (en bas). Lors de la phase d'initialisation de la plate-forme, la charge est importante sur le service correspondance pour un déploiement statique. Elle est moindre pour un déploiement dynamique.

garantir qu'une plate-forme distribuée d'une telle envergure reste stable. Les principales et fréquentes défaillances sont les pannes réseaux, le dépassement de l'utilisation de disques, l'indisponibilité des services, les mauvaises configurations des systèmes locaux et les pannes de courant. Dans un tel contexte, il est très difficile d'avoir une image globale fiable de l'ensemble de la plate-forme. Cet ordonnancement est totalement dépendant de la performance du système d'information. Ce système souffre souvent aussi de problème d'extensibilité.

L'approche *DIRAC* contourne ce problème car une des caractéristiques de cet ordonnancement est l'absence totale de vue globale du système. Il se base sur une vue locale et partielle des ressources. Chaque ressource en fonction de son état demande et reçoit une charge adaptée à sa capacité. Les tâches sont séquencialisées et l'évènement déclencheur de l'ordonnancement et la disponibilité d'une ressource, par opposition à l'ordonnancement centralisé où l'évènement déclencheur est la soumission d'une tâche.

L'approche centralisée est très sensible en terme de performance à la moindre détérioration de la plate-forme. Cet effet est d'autant plus important si l'approche applique aussi de la prédiction. Un changement d'état impromptu d'une ressource est pris en compte après un laps de temps. Pendant ce laps de temps dans un contexte de calcul intensif, les choix sont désastreux. Ces approches souffrent souvent aussi de problème de famine pour certaines ressources en opposition à *DIRAC* où toutes ressources disponibles sont utilisées immédiatement. Avec une défaillance du système d'information l'effet de dégradation serait augmenté.

DIRAC démontre par contre des qualités naturelles d'adaptabilité. L'aspect dynamique de la plate-forme oblige un ordonnancement opportuniste, réactif et non prédictif. De plus cette approche de part les résultats obtenus est très proche en terme de performance à une approche centralisée. Elle est simple à mettre en place, plus stable et plus souple. Elle permet la réservation de ressource qui augmente considérablement ses résultats en mode *f*illing au détriment des organisations concurrentes. Cette souplesse améliore les temps de réponse mais par contre fournit une charge plus régulière sur le composant correspondance. Cette amélioration a un coût qui correspond au déploiement inutile d'agents qui meurent tout de suite après la réponse négative du service correspondance (299 dans notre cas, ce qui n'est pas négligeable).

0.8 Conclusions et perspectives

Dans cet article nous proposons un modèle d'une plate-forme de méta-ordonnancement. Lors de la validation du simulateur découlant de cette modélisation nous avons mesuré un taux d'erreur de 12% par rapport à la réalité pour la prédiction du makespan. Avec cet outil, nous avons démontré qu'une approche centralisée est meilleure en terme de performance pour le calcul intensif qu'une approche décentralisée. Mais ceci est dans la cas idéal où la période de rafraîchissement est nulle. Au delà de 95 s dans un contexte dédié, l'approche *'Pull'* a des résultats similaires et surtout plus stable. Ceci se confirme dans un contexte partagé. L'approche *'Pull'* autorise surtout des scénarios plus riche qui permettent d'améliorer les performances de 50% par rapport à l'approche centralisée, notamment par la réservation de ressources. Il serait intéressant de mener des travaux sur la migration de tâches d'un site fortement chargé à un site moins chargé. Au sein d'une même communauté, plusieurs applications coexistent et s'exécutent de manière concurrentielle. Le critère d'ordonnancement d'une application est fortement conditionné par les besoins et demandes de l'application elle-même. Nos prochains travaux porteront aussi sur cet aspect de méta-ordonnancement multi-critères dans un environnement partagé.

Bibliographie

[1] H. Casanova. Simgrid : A toolkit for the simulation of application scheduling. In *Proceedings of the First IEEE/ACM International Symposium on Cluster Computing and the Grid (CCGrid 2001)*, Brisbane, Australia, 15-18May 2001.

[2] Doar. A better model foor generating test networks. In *IEEE GLOBECOM*, 1996.

[3] J.Closier et al. Results of the lhcb experiment data challenge 2004. In *CHEP'04*, Interlaken, November 2004.

[4] I. Foster and C. Kesselman, editors. *The Grid : Blueprint for a New Computing Infrastructure*. Morgan-Kaufmann, 1998.

[5] Ian Foster. The Anatomy of the Grid : Enabling Scalable Virtual Organizations. *Lecture Notes in Computer Science*, 2150, 2001.

[6] Ian Foster and Adriana Iamnitchi. On death, taxes, and the convergence of peer-to-peer and grid computing. In *2nd International Workshop on Peer-to-Peer Systems (IPTPS'03)*, 2003.

[7] Garonne, V. and Stokes-Rees, I. and Tsaregorodsev, A. DIRAC : A Scalable Lightweight Architecture for High Throughput Computing. In *Grid 2004, 5th IEEE/ACM International Workshop on Grid Computing*, November 2004.

[8] V. Hamscher, U. Schwiegelshohn, A. Streit, and R. Yahyapour. Evaluation of job-scheduling strategies for grid computing. In *Proceedings of the First IEEE/ACM International Workshop on Grid Computing*, pages 191–202. Springer-Verlag, 2000.

[9] Ligang He, Stephen A. Jarvis, Daniel P. Spooner, and Graham R. Nudd. Optimising static workload allocation in multiclusters. In *IPDPS*, 2004.

[10] L. Kleinrock, editor. *Queueing Systems Volume I : Theory*. John Wiley and Sons, 1975.

[11] Hui Li, David Groep, and Lex Walters. Workload characteristics of a multi-cluster supercomputer. In *Job Scheduling Strategies for Parallel Processing*. Springer-Verlag, 2004.

[12] Miron Livny, Jim Basney, Rajesh Raman, and Todd Tannenbaum. Mechanisms for high throughput computing. *SPEEDUP Journal*, 11(1), June 1997.

[13] D. Lu and P. Dinda. Synthesizing realistic computational grids. In *Proceedings of ACM/IEEE SC 2003*, 2003.

[14] SETI@Home. `http://setiathome.ssl.berkeley.edu/`.

[15] G. Shao, F. Berman, and R. Wolski. Using effective network views to promote distributed application performance. In *Proceedings of the 1999 International Conference on Parallel and Distributed Processing Techniques and Applications*, 1999.

[16] A. Takefusa. Bricks : A performance evaluation system for scheduling algorithms on the grids. In *JSPS Workshop on Applied Information Technology for Science*, 2001.

[17] Atsuko Takefusa, Satoshi Matsuoka, Henri Casanova, and Francine Berman. A study of deadline scheduling for client-server systems on the computational grid. In *HPDC '01 : Proceedings of the 10th IEEE International Symposium on High Performance Distributed Computing (HPDC-10'01)*, page 406. IEEE Computer Society, 2001.

[18] S. Vadhiyar and J. Dongarra. A metascheduler for the grid. In *Proceedings of the 11th IEEE Symposium on High-Performance Distributed Computing*, 2002.