

Constraint Logic Programming Applied to Sequencing Tasks in a Pipeline Network

F. Konowalenko, W. Meira, and L. Magatão

Abstract—This article applies Constraint Logic Programming (CLP) for the sequencing of operational tasks, namely, the pumping of batches, in a real-world pipeline network that transports oil derivatives and ethanol. This network is located in southeast Brazil and involves refineries, harbors, and final clients, interconnected by 30 pipelines of different sizes, many of them with various kilometers long. The solution of pipeline-scheduling problems poses significant computational challenges. A decomposition framework is used for modeling and solving purposes. The proposed CLP solution approach is used for the combinatorial task of sequencing the operational batches, taking into account a series of operational constraints that are detailed modeled. In particular, the inclusion of *plug* products is avoided and the minimization of reversion on flow direction of pipelines is taken into account. Tests were conducted based on 30-day scheduling scenarios and operational answers were obtained.

Index Terms—Constraint Logic Programming (CLP), Sequencing, Pipeline Network.

I. INTRODUÇÃO

O TRANSPORTE de petróleo e seus derivados no Brasil, em grande parte, é realizado utilizando dutos, devido à sua confiabilidade e economia. Entretanto, o alto custo de implantação impede a expansão da malha dutoviária em relação ao aumento do volume a ser transportado, fazendo-se necessário o máximo aproveitamento da malha dutoviária existente. O uso de dutos para a transferência de petróleo ou derivados é feito interligando duas ou mais áreas operacionais. As áreas podem ser portos, refinarias, terminais de distribuição ou clientes finais. Há uma grande preocupação em melhorar a operação dos dutos, de modo que sejam minimizados fatores como as perdas por contaminação causadas pela interface gerada entre dois produtos transportados um após o outro no duto e os custos operacionais gerados por operações como, por exemplo, a reversão do sentido de bombeio de dutos. Com isso, diversos trabalhos têm sido desenvolvidos usando técnicas de programação matemática para melhorar o *scheduling* do transporte nos dutos [1].

Com a evolução dos modelos e dos métodos de solução para problemas de Pesquisa Operacional, evoluíram também os aplicativos que podem ser utilizados na resolução desses problemas, mesmo para os cenários de grande porte [2], [3], [4]. Ainda, estão sendo despendidos esforços no desenvolvimento de abordagens de solução que resolvam situações

com características específicas em problemas reais, como no caso estudado. O transporte utilizando dutos é um gargalo na cadeia de abastecimento da indústria petrolífera, já que o excesso ou falta de suprimentos, matéria prima ou produtos estocados prejudicam a eficiência da corporação. Os atrasos implicam perda ou escassez de recursos, entregas adiantadas comprometem a alocação dos mesmos, podendo gerar excesso de estoques. Cresce, então, a necessidade de geração de cronogramas de transporte eficientes dentro do planejamento operacional das empresas deste contexto [5].

O objetivo do presente artigo é desenvolver um modelo em Programação Lógica por Restrições (PLR, *Constraint Logic Programming* - CLP) para auxiliar o sequenciamento de bateladas em uma rede de dutos. Corrobora-se, assim, para o auxílio ao processo de tomada de decisões operacionais para o problema combinatorial de difícil solução em análise.

Este artigo está estruturado do seguinte modo. Na seção I apresenta-se o contexto do problema abordado e sua importância no cenário de transporte de derivados de petróleo. Na seção II descrevem-se características da rede dutoviária em análise e condições operacionais. Apresenta-se, ainda, a abordagem de decomposição adotada para a solução do problema combinatorial em análise. Na seção III detalha-se a formulação matemática desenvolvida. Variáveis, função objetivo e restrições são definidas e explicadas. Já a seção IV traz os resultados computacionais obtidos com a solução do modelo, quando aplicado a cenários representativos de uma rede de dutos. Por fim, a seção V apresenta considerações finais sobre os desenvolvimentos e resultados obtidos.

II. O PROBLEMA

A rede de dutos em estudo está localizada na região sudeste e centro-oeste do Brasil e nela circulam derivados leves de petróleo, com maior valor agregado, tais como gasolina e diesel [1]. A Fig. 1 apresenta, na forma de um grafo, a rede de dutos. Os órgãos (nós ou áreas) são interligados por 30 dutos que podem ser unidirecionais ou bidirecionais (podem ter seu sentido de fluxo revertido) [5]. Nestas áreas encontram-se refinarias, centros de distribuição, pólos petroquímicos, aeroportos e portos, interligadas por meio dos dutos. Mais de 30 derivados de petróleo e etanol circulam por esta rede. Conforme [6], problemas de *scheduling* e, em especial, problemas de *scheduling* dutoviário [5], são problemas combinatoriais de difícil resolução, sendo categorizados como *NP-Hard*. Desta forma, realizar o *scheduling* da referida rede é um desafio, devido ao grande número de possibilidades operacionais envolvidas nos cenários a serem analisados. Torna-se, assim, primordial

F. Konowalenko, CPGEI-UTFPR, Curitiba, PR, Brasil, e-mail: flavia.konowalenko@hotmail.com.

W. H. T. Meira, CPGEI-UTFPR, Curitiba, PR, Brasil, e-mail: williammeira@gmail.com.

L. Magatão, CPGEI-UTFPR, Curitiba, PR, Brasil, e-mail: magatao@utfpr.edu.br.

o desenvolvimento e uso de ferramentas computacionais que auxiliem o processo de tomada de decisões operacionais.

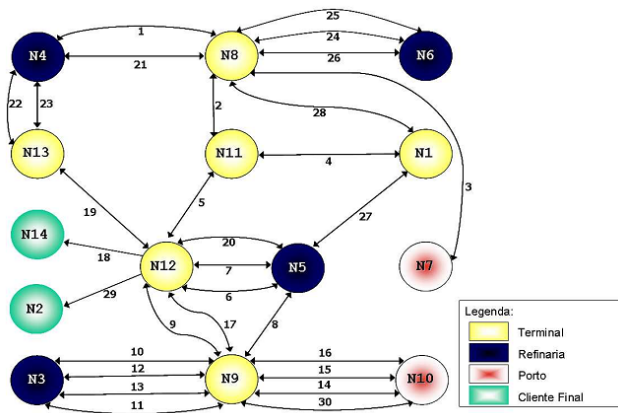


Fig. 1. Rede de dutos em estudo [5].

A. Características Operacionais do Problema

Na rede de transporte, os programadores (especialistas) avaliam as transferências que devem ocorrer, preferencialmente, dentro de um horizonte de programação de 30 dias. Este é um período de análise que os especialistas devem gerenciar para estabelecer uma melhor logística de transporte dutoviário, tendo em conta fatores como: níveis de estocagem em refinarias, inventários em terminais intermediários e clientes finais e chegadas de navios em terminais portuários. Com as informações iniciais das bateladas (volumes de produtos) que preenchem os dutos da rede (bateladas de inicialização), projeções das produções de demandas, cargas e descargas dos navios e respeitando o conjunto de restrições que caracterizam o problema, os especialistas definem as movimentações necessárias para os produtos. Entretanto, a dificuldade prática para a obtenção desses detalhes dificultam o *scheduling* operacional. O trabalho diário dos especialistas é identificar possíveis falhas ou desvios ocorridos nas movimentações programadas. É comum a ocorrência de reprogramações das movimentações devido a problemas que não haviam sido observados na geração intuitiva do *scheduling*, realizada com base na experiência operacional [1], [5], [7].

Uma batelada possui um volume de um determinado produto a ser deslocado por uma rota de transporte, de um órgão (nó) de origem para um nó de destino. Os volumes máximo e mínimo de uma batelada são pré-estabelecidos de acordo com algumas diretrizes operacionais ditada pelos seguintes fatores [1]: volume do tanque de origem; volume do tanque de destino; volume de um trecho de duto envolvido no seu deslocamento, ou de mais dutos envolvidos; e intervalo de tempo disponível para o bombeamento.

Quando dois produtos incompatíveis precisam ser sequenciados no mesmo duto e existe um produto compatível com ambos, denominado produto *selo*, pode-se inserir um volume suficiente deste produto selo para interfacear a sequência. O volume do selo que será inserido no duto depende das características e do sentido de fluxo do duto. O objetivo

da inserção do selo é preservar a qualidade dos produtos envolvidos, evitando a degradação que pode ocorrer devido à possível mistura com outro produto de qualidade inferior.

No horizonte de programação estão determinadas as estimativas de demanda e produção para cada produto de cada órgão. Em cada órgão, as seguintes informações devem ser consideradas: recebimento e envio de produtos e as quantidades estocadas, as quantidades que são produzidas e consumidas internamente, as que são entregues ao mercado local e as estocadas ao final do período de tempo. Considerando que os produtos estão em uma temperatura definida, suas quantidades podem ser expressas em metros cúbicos (m^3), onde a restrição de conservação de massa será equivalente à restrição de conservação de volume [1], [5], [8].

Diversos tanques com características distintas, como capacidade (CP) e volume de lastro (volume zero), podem ser encontrados em um órgão. Na programação é considerada a tancagem agregada por produto para cada órgão, que é a soma das capacidades de todos os tanques de um mesmo produto em cada órgão. Limites superiores e inferiores são considerados na programação. A Fig. 2 ilustra os níveis de tancagem agregada característicos da maior parte dos órgãos da rede. O complexo de conexões internas nos órgãos, principalmente nas refinarias, utilizam trechos internos comuns de transporte, conforme detalhado por [9]. Cada configuração de conexão de transporte de produtos é associada a um alinhamento válido [1]. Neste contexto, há limitações no número máximo de operações simultâneas, por exemplo, bombeamentos simultâneos, que podem ocorrer. Tais restrições operacionais devem ser levadas em conta na geração das respostas do *scheduling*.

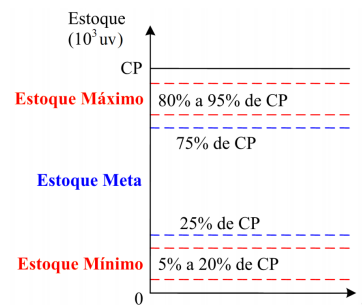


Fig. 2. Limites de estocagem agregado por órgão [1].

B. Abordagem de Solução

A determinação do *scheduling* de sistemas dutoviários trata-se de uma tarefa computacionalmente complexa. Por exemplo, [10] aborda um problema de *scheduling* dutoviário com uma única origem e alguns destinos em que cada batelada transportada tem somente um destino final. O autor demonstra que o problema tratado é *NP-Hard*. Desta forma, o *scheduling* da rede de dutos por meio de uma abordagem de solução monolítica mostra-se impraticável devido ao elevado custo computacional decorrente de problemas combinatoriais. Os estudos conduzidos em [1], [5], [7], [11] corroboram com a afirmação realizada. Torna-se, assim, necessária a decomposição do problema para que tempos computacionais não proibitivos sejam uma realidade. Abordagens

de decomposição de problemas são utilizadas em diferentes contextos da literatura como forma de amenizar questões de dificuldade computacional como em, por exemplo, [12], [13], [14]. A Fig. 3 apresenta a estratégia de decomposição proposta para tratar o problema de *scheduling* dutoviário em análise.

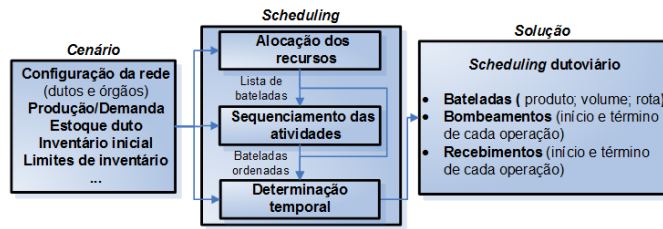


Fig. 3. Fluxograma de execução baseado nos três elementos do *scheduling* [1].

O problema de *scheduling* da rede de dutos é dividido em 3 módulos computacionais, conforme a Fig. 3: O módulo de alocação de recursos é responsável pela determinação das atividades (bateladas) para a melhor utilização dos recursos disponíveis (tanques e dutos); o módulo de sequenciamento determina a ordem de passagem das bateladas pelos dutos; e o módulo de temporização determina os tempos de bombeio e rebombeio das bateladas (uso dos recursos pelas atividades). Cada um dos 3 módulos pode ser tratado por diferentes abordagens de resolução, seja por meio de métodos determinísticos, heurísticos ou meta-heurísticos. O presente trabalho utiliza conceitos de Programação Lógica por Restrições (PLR) para contribuir com a implementação e resolução do módulo de sequenciamento das atividades, o qual possui características combinatoriais de difícil solução [1].

C. Alocação de Recursos

Este módulo é responsável por determinar a quantidade de produtos a ser movimentada e a rota a ser utilizada por estes produtos. Este processo é segmentado em duas partes: na primeira é executado um modelo em Programação Linear Inteira Mista (PLIM), proposto por [1], que objetiva obter a quantidade total de produtos que deve ser movimentada ao longo do horizonte de planejamento e a rota que essas movimentações utilizarão. Na segunda, por meio de um processo heurístico, realiza-se a determinação do volume de um determinado produto (batelada) a ser transportado por uma rota. O resultado final do módulo de alocação é uma carteira de bateladas que deverão atender os requisitos de inventários dos órgãos durante o período de programação, o qual foi definido em um horizonte de 30 dias. Ainda neste módulo são calculadas janelas de tempos de envio e recebimento das bateladas. Com essas informações, os módulos seguintes de sequenciamento e de temporização passam a observar violações de janelas de tempo como critério relacionado ao não atendimento de inventários.

D. Sequenciamento das Atividades

O módulo de Sequenciamento objetiva ordenar as bateladas a partir da avaliação de condições de estocagem nos

terminais de oferta e demanda. Essa ordenação é realizada com base nos dados fornecidos pelo módulo de alocação de recursos. Destaca-se alguns aspectos relevantes que podem ser aprimorados a partir da (re)ordenação das bateladas: a possibilidade de diminuição do horizonte de programação; a possibilidade de redução das operações de reversão de fluxo nos dutos; a possibilidade de redução de incompatibilidades entre produtos sequenciados nos dutos (uso de produtos *selo*).

No trabalho desenvolvido em [5], um modelo PLIM foi aplicado para o sequenciamento das atividades da rede em estudo, evidenciando os ganhos potenciais com o sequenciamento otimizado das bateladas. Conceitos de violações das janelas de tempo também foram empregados, mostrando a eficácia da abordagem na obtenção de soluções operacionais que busquem níveis de estocagem adequados. O referido trabalho, contudo, não tratou de modo explícito a minimização do número de reversões nos dutos, uma questão operacional importante e que pode trazer ganhos significativos, característica esta tratada no presente artigo. Além disto, problemas de grande porte estão sendo resolvidos por meio de PLR. Um exemplo foi abordado por [15], onde foi proposta uma abordagem em PLR para a otimização de roteamento e atendimento de estoque na indústria de gás natural liquefeito. Os resultados computacionais em um conjunto de instâncias de grande porte mostraram que a abordagem em PLR pôde encontrar soluções melhores do que as abordagens existentes com base em PLIM, sendo 4-10 vezes mais rápida, mesmo diante das dificuldades de prova de otimalidade.

E. Determinação Temporal

O módulo de Determinação Temporal inicialmente proposto por [8] e aprimorado por [16], utiliza os dados definidos nos módulos de alocação de recursos e sequenciamento das atividades, onde as bateladas de cada produto em cada órgão e a ordem de passagem das bateladas pelos dutos são parâmetros para que as operações sejam executadas. Em [16] apresenta-se um modelo PLIM para um horizonte de 30 dias, com abordagem temporal contínua e pré-processamento dos dados. Os resultados apresentados nesse módulo formam a solução final proposta para o *scheduling* das atividades da rede de dutos. No contexto de temporização das atividades de [16], o sequenciamento das bateladas é um parâmetro de entrada que tem influência decisiva na solução final de *scheduling*. Assim, a obtenção de soluções otimizadas de sequenciamento, dentro da estratégia de decomposição proposta na Fig. 3, possui importância primordial para obtenção de soluções finais de *scheduling* de qualidade.

III. FORMULAÇÃO MATEMÁTICA

O presente modelo determina a sequência de envio das bateladas ($b \in B$), ou seja, determina um elemento-chave do *scheduling* dutoviário na rede. Para cada batelada está definido um conjunto de dutos na qual é transportada (rota), um produto, um volume e janelas de tempo para cada uma das faixas de estoque (f_x) detalhadas na Fig. 2. No total, quatro janelas de tempo são determinadas para cada batelada:

tempo de envio disponível e crítico ($TED_{b,fx}, TEC_{b,fx}$), tempo de recebimento disponível e crítico ($TRD_{b,fx}, TRC_{b,fx}$).

O horizonte de programação é inicializado com os dutos completamente preenchidos com bateladas (bateladas de estoque-duto). Cada duto pode conter uma ou mais bateladas, e cada batelada pode estar presente em mais de um duto. A abordagem de solução considera a posição das bateladas de estoque-duto como parâmetro de entrada. O bombeamento das bateladas é realizado de forma contínua. A vazão de bombeamento considerada é a vazão máxima do primeiro duto da rota associada à batelada. No presente estudo são considerados tempos ininterruptos de deslocamento das bateladas nos dutos (tempo de deslocamento contínuo), os quais são definidos pela razão entre o volume do duto e a vazão de passagem da batelada por este duto. Dessa forma, sabe-se também o tempo de bombeamento da batelada, obtido pela razão do volume da batelada pela vazão de passagem (bombeamento) da mesma.

Os conjuntos BBD_{total} e $BBD_{restringe}$ ($BBD_{restringe} \subset BBD_{total}$) são compostos por combinações de bateladas que trafegam por um mesmo duto. O conjunto $BBD_{restringe}$ contém precedências obrigatórias que impõem uma dada ordem de passagem da batelada pelo duto. As precedências obrigatórias influenciam diretamente no modelo de sequenciamento, pois no conjunto de restrições deve-se proibir que ocorra a troca de ordem destas bateladas nos dutos em análise.

O módulo de alocação de recursos propõe uma ordem inicial entre as bateladas. O modelo de sequenciamento avalia possíveis alterações dessas ordens. Em relação às análises das janelas de tempo, possibilidades de troca de ordem podem ser eliminadas por verificações de factibilidade. A análise é realizada para as bateladas que possuem a mesma origem e o mesmo duto de início de bombeamento, sendo aplicada em pares de bateladas, a exemplo do realizado em [5].

No presente trabalho, além de associar janelas de tempo às bateladas, alguns órgãos possuem janelas de tempo para o recebimento de bateladas, denominadas *janelas dinâmicas*. Tal conceito é aplicado apenas aos órgãos com possibilidade de receber o mesmo produto de diferentes origens. A associação de uma batelada com uma janela dinâmica é uma variável presente no modelo desenvolvido em PLR ($iRecBat_{n,pr,b}$).

Para o tratamento de janelas dinâmicas, inicialmente realiza-se um filtro para selecionar as bateladas e os órgãos para os quais poderá ser empregado o conceito. Na extração desses dados obtém-se o conjunto $ND_{n',pr}$, que contém os órgãos n' e os produtos pr que atendem às características de janelas dinâmicas consideradas. A partir do conjunto $BDP_{din_{n',pr,b}}$ e das faixas de estoque em análise é formado o conjunto $BDfx_{Din_{b,n',fx}}$. Em relação aos índices das janelas, o conjunto BNP_{ind} será a base para a definição da variável de alocação de janelas às bateladas. O modelo desenvolvido em PLR faz uso das informações do conjunto BNP_{ind} . O citado conjunto (BBN_{din}) representa a combinação de bateladas b e b' com nó de destino n' , o qual possibilita em PLR impor a precedência pelo comando *endBeforeStart* [17]. Tal comando impõe a precedência de chegada entre as bateladas b e b' .

O modelo em PLR é composto por variáveis dos tipos: inteira, intervalo e sequência [17]. Estes são agrupados pelos seguintes objetivos: determinação dos

tempos das operações de bombeamento e recebimento (*mov*); determinação das violações das faixas de estoques ($adO, atO, adD, atD, adDd, atDd$); identificação de ordens subsequentes ($seqDuto$); determinação das ordens de bombeamento, passagem pelos dutos e recebimento das bateladas nas janelas dinâmicas (inteiros $ordBBD, iRecBat$); determinação da quantidade de operações de reversão ($nRev$) e número de selos ($nSel$).

A função objetivo - f_o (expressão 1), visa minimizar o número de incompatibilidade entre as bateladas e o número de reversões de sentido de fluxo nos dutos. Os grupos a seguir descritos são considerados na função de minimização.

$$\begin{aligned} & \text{Minimizar} & (1) \\ & \underbrace{\sum_{\{b,n,fx\} \in BO_{fx}} (adO_{b,n,fx} + atO_{b,n,fx}) * Kto_{fx}}_{\text{Grupo 1: Min. das Violações das Faixas de Estoque - Adiantamentos e Atrasos na Origem}} \\ & + \underbrace{\sum_{\{b,n',fx\} \in BD_{fx}} (adD_{b,n',fx} + atD_{b,n',fx}) * Ktd_{fx}}_{\text{Grupo 2: Min. das Violações das Faixas de Estoque - Adiantamentos e Atrasos no Destino}} \\ & + \underbrace{\sum_{\{b,n',fx\} \in BD_{fxDin}} (adDd_{b,n',fx} + atDd_{b,n',fx}) * KtdD_{fx}}_{\text{Grupo 3: Min. das Violações das Faixas de Estoque nas Janelas Dinâmicas}} \\ & + \underbrace{\sum_{d \in DutosRev} (nRev_d) * Krev}_{\text{Grupo 4: Min. do Número de Reversões}} \\ & + \underbrace{\sum_{d \in DutosIncomp} (nSel_d) * Kselo}_{\text{Grupo 5: Min. do Número de Selos}} \end{aligned}$$

Custos das Violações das Faixas de Estoques: Na expressão 1, os grupos 1, 2 e 3, descrevem a minimização das violações das faixas de estoque das bateladas nos órgãos, ou seja, são penalizados adiantamentos e atrasos em relação ao envio e ao recebimento dos produtos. Para os nós de origem das bateladas, representados pelo conjunto BO_{fx} , considera-se os adiantamentos do bombeamento da batelada b no nó n em relação à faixa de estoque fx ($adO_{b,n,fx}$), ponderado pelo fator de custo Kto_{fx} , descrito no grupo 1. De forma similar, o atraso do bombeamento em relação à faixa de estocagem fx ($atO_{b,n,fx}$) também é ponderado pelo fator de custo Kto_{fx} .

Em relação aos nós de destino das bateladas, distingue-se os nós e produtos onde são consideradas as janelas dinâmicas. Assim, para os nós que não consideram janelas dinâmicas (BD_{fx}), são penalizados os adiantamentos ($adD_{b,n',fx}$) e atrasos ($atD_{b,n',fx}$) no recebimento das bateladas nos órgãos pelo fator de custo Ktd_{fx} . Já para os nós que consideram janelas dinâmicas (BD_{fxDin}), os adiantamentos ($adDd_{b,n',fx}$) e atrasos ($atDd_{b,n',fx}$) no recebimento são penalizados pelo fator de custo $KtdD_{fx}$, o qual possui uma ordem de grandeza superior ao Ktd_{fx} , analisado no grupo 2.

Reversões de Fluxo: O termo $nRev_d$ descrito na expressão 1, no grupo 4, objetiva minimizar o número de reversões que ocorrem no duto d , o qual é penalizado pelo fator de custo $Krev$. Operações de reversão de fluxo são operacionalmente custosas e devem ser evitadas [18].

Inserção de Selos: A f_o , no grupo 5, envolve a variável $nSel_d$, a qual objetiva a minimização do número total de selos inseridos nos dutos d , penalizados pelo fator de custo $Kselo$.

Foram adotadas ordens de grandezas distintas para os fatores de ponderação na f_o , de forma a estabelecer prioridades entre

os termos. Aborda-se a ocorrência de 3 faixas de estocagem (f_x) distintas: Física (“*CAP*”), Operacional (“*MinMax*”) e Meta (“*Meta*”). Ainda na f_o , há fatores de ponderação relativos à inserção de selos ($nSel_d$) e reversão de fluxo nos dutos ($nRev_d$). Os grupos 1 a 3 podem assumir valores de poucas unidades, representando um somatório de violações de estocagem de poucas unidades, até milhares de unidades, relativas ao somatório de todas as violações de estocagem que podem vir a ocorrer. Já os grupos 4 e 5 podem assumir, em termos práticos, valores de somente algumas poucas dezenas de unidades. Assim, as ponderações foram impostas no modelo levando em consideração a prioridade de cada uma das expressões na f_o , ou seja, evitar violações de estocagem, no presente estudo, é mais importante do que evitar a inserção de selos entre as bateladas ou evitar a operação de reversão de fluxo nos dutos.

A inequação 2 indica que o início de bombeio da batelada b no nó de origem n deverá ter um valor temporal maior ou igual ao seu tempo de envio disponível (TED_{b,f_x}). Ainda, na criação do conjunto esparsa $BNND$, definiu-se $n \neq n'$, simplificando a notação das restrições. $mov_{b,n,n',d}$ é um conjunto formado por elementos do tipo *interval* [17], no qual cada elemento representa um intervalo de tempo de deslocamento de uma batelada b do órgão n para n' através do duto d . Pode-se obter do intervalo ($mov_{b,n,n',d}$), o início de bombeio ($startOf(mov_{b,n,n',d})$), final de bombeio ($endOf(mov_{b,n,n',d})$), início de recebimento ($startOf(mov_{b,n,n',d}) + TDB_{d,b}$) e final de recebimento ($endOf(mov_{b,n,n',d}) + TDB_{d,b}$). A inequação 3 limita o final de bombeio da batelada b no nó de origem n , em relação à faixa de estoque f_x considerada. A equação 4 impõe que não pode ocorrer adiantamento no bombeamento de uma batelada em seu nó de origem, quando analisada a faixa de estocagem física (*CAP*).

$$startOf(mov_{b,n,n',d}) \geq TED_{b,f_x} - adO_{b,n,f_x}, \quad (2)$$

$$\forall \{b, n, n', d\} \in BNND, \{b, n, f_x\} \in BOF_x$$

$$endOf(mov_{b,n,n',d}) \leq TEC_{b,f_x} + atO_{b,n,f_x}, \quad (3)$$

$$\forall \{b, n, n', d\} \in BNND, \{b, n, f_x\} \in BOF_x$$

$$adO_{b,n,f_x} = 0, \quad \forall \{b, n, f_x\} \in BOF_x \mid f_x = CAP \quad (4)$$

Em relação ao recebimento, a inequação 5 restringe o início do recebimento da batelada b no nó de destino n' em $startOf(mov_{b,n,n',d}) + TDB_{d,b}$ a ser maior que o seu tempo de recebimento disponível (TRD_{b,f_x}), em relação à faixa de estoque f_x . De forma similar, a inequação 6 limita o final de recebimento da batelada b no nó de destino n' ($endOf(mov_{b,n,n',d}) + TDB_{d,b}$) ao tempo de recebimento crítico (TRC_{b,f_x}) na faixa de estoque f_x .

$$startOf(mov_{b,n,n',d}) + TDB_{d,b} \geq TRD_{b,f_x} - adD_{b,n',f_x}, \quad (5)$$

$$\forall \{b, n, n', d\} \in BNND, \{b, n', f_x\} \in BDF_x$$

$$endOf(mov_{b,n,n',d}) + TDB_{d,b} \leq TRC_{b,f_x} + atD_{b,n',f_x}, \quad (6)$$

$$\forall \{b, n, n', d\} \in BNND, \{b, n', f_x\} \in BDF_x$$

A implicação expressa em 7 define que caso uma batelada b inicie seu deslocamento no duto d ($startOf(mov_{b,no,n,d,d})$) antes de outra batelada b' pelo mesmo duto d ($startOf(mov_{b',no1,nd3,d3})$), então, caso ambas as bateladas tenham um deslocamento com origem comum $no1$ e destinos diferentes (*i.e.*, trafegam por dutos diferentes), este fato implica que o início do deslocamento da batelada

b ($startOf(mov_{b,no1,nd2,d2})$) iniciará antes da batelada b' ($startOf(mov_{b',no1,nd3,d3})$). Ressalta-se que o uso de diferentes índices para os nós torna a implicação 7 abrangente ao caso do dois deslocamentos terem um duto em comum, porém trafegando em sentidos opostos. Na implicação 8, analisa-se a condição contrária em que b' precede b . A expressão 9 que utiliza o comando (*noOverlap*) evita que haja sobreposição das bateladas que estão em sequência em um duto d , ou seja, duas bateladas não devem entrar na rede ao mesmo tempo.

$$startOf(mov_{b,no,nd,d}) \leq startOf(mov_{b',no',nd',d}) \Rightarrow \quad (7)$$

$$startOf(mov_{b,no1,nd2,d2}) \leq startOf(mov_{b',no1,nd3,d3}),$$

$$\forall \{b, n, n', d\} \in BNND, \{b', no', nd', d\} \in BNND,$$

$$\{b, no1, nd2, d2\} \in BNND, \{b', no1, nd3, d3\} \in BNND,$$

$$\{b, b', d\} \in BBD_{total} \mid b \neq b' \wedge d \neq d2 \wedge d2 \neq d3$$

$$startOf(mov_{b',no',nd',d}) \leq startOf(mov_{b,no,nd,d}) \Rightarrow \quad (8)$$

$$startOf(mov_{b',no1,nd3,d3}) \leq startOf(mov_{b,no1,nd2,d2}),$$

$$\forall \{b, n, n', d\} \in BNND, \{b', no', nd', d\} \in BNND,$$

$$\{b, no1, nd2, d2\} \in BNND, \{b', no1, nd3, d3\} \in BNND,$$

$$\{b, b', d\} \in BBD_{total} \mid b \neq b' \wedge d \neq d2 \wedge d2 \neq d3$$

$$noOverlap(seqDuto_d, M_d, false), \quad \forall \{d\} \in Dutos \quad (9)$$

No presente estudo da rede da Fig. 1, há casos em que o suprimento de demanda de um mesmo produto em um nó de destino pode ser realizado por mais de um nó de origem. Por exemplo, o nó N14 pode receber o mesmo produto originado de N4, N6 e N7. Nestes casos, o cálculo de violações de janelas restringe a possível melhora no sequenciamento. O conceito de janelas dinâmicas, criado em [5], tem o objetivo de transpor essa limitação. Nas janelas dinâmicas é gerada uma lista de janelas para o órgão de destino, as quais são desvinculadas das bateladas. Na sequência, o modelo determina qual batelada deve suprir a necessidade indicada por cada janela. O cálculo das violações influencia na escolha das bateladas que serão alocadas a cada janela, levando em consideração o tempo de recebimento das bateladas que o modelo determina.

A expressão 10 utiliza o comando *allDifferent* que impede dois recebimentos de um produto pr em um nó n , no qual o conceito de janela dinâmica é aplicado $\{n, pr\} \in NosJandin$, assumam índices iguais. Desta forma, as bateladas que serão recebidas assumem um índice exclusivo elencando à batelada b presente no conjunto BDP_{din} . O comando *all* foi utilizado para auxiliar na seleção das bateladas envolvidas nas janelas dinâmicas. Ou seja, o *allDifferent* irá atuar somente nas bateladas selecionadas pelo comando *all*. A ordenação da sequência que a variável $iRecBat_{n,pr,b}$ ocupa é executada pela implicação descrita na expressão 11. Quando o início de recebimento de b' no duto $d1$ for menor ou igual ao início de recebimento de b pelo duto d , implica que b' recebe o valor de $iRecBat_{n,pr,b'} + 1$, que é menor ou igual ao $iRecBat_{n,pr,b}$. Ou seja, b' precede b . E, caso contrário, b precederá b' , conforme a informação complementar descrita na inequação 12.

$$allDifferent(all(\{n, pr, b\} \in BDP_{din}) iRecBat_{n,pr,b}), \quad (10)$$

$$\forall \{n, pr\} \in NosJandin$$

$$\begin{aligned}
& startOf(mov_{b',no2,n1,d1}) + TDB_{d1,b'} \leq \\
& startOf(mov_{b,no1,n1,d}) + TDB_{d,b} \Rightarrow iRecBat_{n1,pr,b'} + 1 \leq \\
& iRecBat_{n1,pr,b}, \forall \{n1, pr, b\} \in BDPdin, \{n1, pr, b'\} \in BDPdin, \\
& \{b, b', n1\} \in BBNdin, \{b, no1, n1, d\} \in BNND, \\
& \{b', no2, n1, d1\} \in BNND
\end{aligned} \tag{11}$$

$$\begin{aligned}
& startOf(mov_{b,no1,n1,d}) + TDB_{d,b} \leq \\
& startOf(mov_{b',no2,n1,d1}) + TDB_{d1,b'} \Rightarrow iRecBat_{n1,pr,b} + 1 \leq \\
& iRecBat_{n1,pr,b'}, \forall \{n1, pr, b\} \in BDPdin, \{n1, pr, b'\} \in BDPdin, \\
& \{b, b', n1\} \in BBNdin, \{b, no1, n1, d\} \in BNND, \\
& \{b', no2, n1, d1\} \in BNND
\end{aligned} \tag{12}$$

Na implicação 13, se $iRecBat_{n',pr,b} = i$, implica que o início do recebimento ($startOf(mov_{b,n,n',d}) + TDB_{d,b}$) de b no nó n' terá que ser maior que o tempo de recebimento disponível (trd) menos uma violação em relação ao adiantamento nas janelas dinâmicas ($adDd_{b,n',fx}$). Já na implicação 14, quando $iRecBat_{n',pr,b} = i$, o final do recebimento ($endOf(mov_{b,n,n',d}) + TDB_{d,b}$) de b no nó n' deve ser menor ou igual ao tempo de recebimento crítico (trc) somado a uma possível violação de atraso no destino das janelas dinâmicas ($atDd_{b,n',fx}$).

$$\begin{aligned}
& iRecBat_{n',pr,b} = i \Rightarrow startOf(mov_{b,n,n',d}) + TDB_{d,b} \geq \\
& trd - adDd_{b,n',fx}, \forall \{b, n, n', d\} \in BNND, \{b, n', pr, i\} \in BNPin, \\
& \{n', pr, i, fx, trd, trc\} \in NPIJan
\end{aligned} \tag{13}$$

$$\begin{aligned}
& iRecBat_{n',pr,b} = i \Rightarrow endOf(mov_{b,n,n',d}) + TDB_{d,b} \leq \\
& trc + atDd_{b,n',fx}, \forall \{b, n, n', d\} \in BNND, \{b, n', pr, i\} \in BNPin, \\
& \{n', pr, i, fx, trd, trc\} \in NPIJan
\end{aligned} \tag{14}$$

O comando *before*, descrito na expressão 15, fixa a ordem das bateladas b precedendo b' que estão em sequência no duto d ($seqDuto_d$). Em complemento à 15, o *endBeforeStart*, descrito pela expressão 16, impõe que o bombeio da batelada b inicie antes do bombeio de b' pelo duto d , fixando a ordem imposta pelo conjunto $\{b, b', d\} \in BBDrestringe$. Isto ocorre para manter a ordem onde b precede b' , associada à rota que pode passar ou não por nós intermediários nx e ny . O $mov_{b,n,n',d}$ e $mov_{b,n',nx,dx}$ compõe o comando *startAtStart* da restrição 17. O comando alinha o início do recebimento da batelada b ($startOf(mov_{b,n,n',d}) + TDB_{d,b}$) no nó intermediário n' com o início do bombeio da mesma batelada b do nó n' ao nó nx .

$$\begin{aligned}
& before(seqDuto_d, mov_{b,n,n',d}, mov_{b',nx,ny,d}), \\
& \forall \{b, b', d\} \in BBDrestringe, \{b, n, n', d\} \in BNND, \\
& \{b', nx, ny, d\} \in BNND
\end{aligned} \tag{15}$$

$$\begin{aligned}
& endBeforeStart(mov_{b,n,n',d}, mov_{b',nx,ny,d}) \\
& \forall \{b, b', d\} \in BBDrestringe, \{b, n, n', d\} \in BNND, \\
& \{b', nx, ny, d\} \in BNND
\end{aligned} \tag{16}$$

$$\begin{aligned}
& startAtStart(mov_{b,n,n',d}, mov_{b,n',nx,dx}, TDB_{d,b}), \\
& \forall \{b, n, n', d\} \in BNND, \{b', n', nx, dx\} \in BNND
\end{aligned} \tag{17}$$

Dois casos são abordados nas operações de pulmão, a qual é descrita em [5]: vazão do duto de entrada do nó de pulmão d menor do que a vazão do duto de saída do nó de pulmão d' e vazão do duto de entrada do nó de pulmão d maior que a vazão do duto de saída do nó de pulmão d' .

No primeiro caso, na expressão 18, o sincronismo entre as bateladas de entrada e saída do órgão de pulmão é realizado no final da operação, com o comando em PLR *endAtEnd*. O citado comando impõe que o final do recebimento de b ($endOf(mov_{b,n,n',d}) + TDB_{d,b}$) ocorra no exato momento do final

de bombeio de b' ($endOf(mov_{b',n',nx',d'})$). Deste modo, o fim de bombeio de b' é atrasado até que haja volume suficiente em tanque para que o final do recebimento da batelada b coincida com o tempo do final de bombeio de b' . Este caso ocorre quando o vazão de b que está sendo bombeada pelo duto d é menor que a vazão de b' que será bombeada no duto d' da sequência. Já no segundo caso, expressão 19, o sincronismo entre bateladas é realizado no início da operação, por meio do comando *startAtStart*, onde é imposto que o início de bombeio de b' ($startOf(mov_{b',n',nx',d'})$) ocorre no exato momento em que inicia o recebimento de b . Verifica-se que a vazão da batelada b que está sendo bombeada pelo duto d é maior que a vazão de b' que trafega pelo duto d' . Assim, o início de bombeio de b' deverá ser no exato momento do início de recebimento de b ($startOf(mov_{b,n,n',d}) + TDB_{d,b}$).

$$\begin{aligned}
& endAtEnd(mov_{b,n,n',d}, mov_{b',n',nx',d'}, TDB_{d,b}), \\
& \forall \{b, b', n, n', nx', d, d'\} \in PULMAO \mid VBomb_{b,d} \leq VBomb_{b',d'}
\end{aligned} \tag{18}$$

$$\begin{aligned}
& startAtStart(mov_{b,n,n',d}, mov_{b',n',nx',d'}, TDB_{d,b}), \\
& \forall \{b, b', n, n', nx', d, d'\} \in PULMAO \mid VBomb_{b,d} > VBomb_{b',d'}
\end{aligned} \tag{19}$$

Uma condição essencial para a realização de avaliações como, por exemplo, da necessidade de inserção de selos entre duas bateladas subsequentes incompatíveis, é verificar se duas bateladas estão trafegando em sequência no duto d . No modelo desenvolvido, a variável $iRecBat$, utilizada nas restrições 11 e 12, pode ser usada para indicar se duas bateladas b e b' estão ou não em sequência em um duto d . Contudo, uma batelada b pode preceder b' e não estarem trafegando uma logo em sequência à outra no duto d . Na expressão 20 é utilizado o comando *prev* o qual indica que no duto d , as bateladas b e b' , presentes no conjunto $BBDRestringeRev1$ estão obrigatoriamente em sequência.

A variável $seqDuto_d$ identifica as bateladas que trafegam em sequência pelo duto d . Na expressão 21, o comando *typeOfPrev* [17] em conjunto com o parâmetro $BnndType$ são utilizados para expressar o oposto da função *prev*, isto é, que as bateladas b e b' identificadas pelo conjunto $BBDRestringeRev2$ não podem estar obrigatoriamente em sequência no duto d . A função *typeOfPrev* retorna um número identificando a batelada anterior ao $mov_{b,no1,nd1,d}$ no duto d , não o elemento do conjunto $BNND$. O parâmetro $BnndType$ mapeia um elemento de $BNND$ ao seu número de identificação. Dessa forma, é possível estabelecer que a batelada que precede o $mov_{b,no1,nd1,d}$ deve ser diferente do $mov_{b',no2,nd2,d}$, caso tal sequência esteja presente no conjunto $BBDRestringeRev2$, o qual é formado pela máxima e mínima diferença de posições entre duas bateladas. Se a diferença for de mais de 1, então não estão em sequência.

Cada elemento do $\{b, n, n', d\} \in BNND$ tem um índice que o identifica. O comando *typeOfPrev* ao invés de retornar o elemento do conjunto $BNND$, retorna o índice (ou tipo) que o representa. Para comparar ou, saber se o índice é igual ao elemento $\{b', n, n', d\}$, é necessário usar o $BnndType$. Sendo $BnndType$ um parâmetro que mapeia o elemento $\{b', n, n', d\}$ com o seu índice.

$$\begin{aligned}
& prev(seqDuto_d, mov_{b,no1,nd1,d}, mov_{b',no2,nd2,d}), \\
& \forall \{b, b', d\} \in BBDRestringeRev1, \{b, no1, nd1, d\} \in BNND, \\
& \{b', no2, nd2, d\} \in BNND
\end{aligned} \tag{20}$$

$$\begin{aligned} & typeOfPrev(seqDuto_d, mov_{b,no1,nd1,d}, -1) \neq \\ & BnndType_{b',no2,nd2,d}, \forall \{b,b',d\} \in BBDRestrigeRev2, \\ & \{b,no1,nd1,d\} \in BNND, \{b',no2,nd2,d\} \in BNND \end{aligned} \quad (21)$$

Uma operação de reversão de fluxo no duto d é identificada por meio da ocorrência das bateladas b e b' em sequência, porém em sentidos opostos. O conjunto $BBDrev$ é formado pelas possíveis combinações entre b e b' no duto d que são consideradas reversões. O conjunto $DutosReversao$ contém apenas os dutos nos quais podem ocorrer a operação de reversão de fluxo. A equação 22 obtém o número total de reversões ($nRev_d$) que ocorreram em cada um dos duto d pertencentes ao conjunto $DutosReversao$. O comando $typeOfNext$ retorna um valor inteiro constante que representa a próxima batelada no duto d , caso não exista uma próxima batelada, ou seja, se a batelada é a última da sequência, retorna o valor -1 .

A contagem da quantidade máxima de reversões que será realizada em cada duto d está descrita pelo somatório que compõem a variável $nRev_d$. A quantidade total de reversões que são realizadas ao longo do horizonte de tempo é fornecida pelo número de sequências encontradas que estão contidas em $BBDrev$. O qual é resultado do número de comparações positivas entre o número de identificação da próxima batelada após o $mov_{b,n,n',d}$ (resultado do comando $typeOfNext$) com o número de identificação do $mov_{b',no2,nd2,d}$ (resultado do mapeamento do parâmetro $BnndType_{b',d}$) no duto d , sendo o elemento $\{b,b',d\} \in BBDrev$.

$$\begin{aligned} nRev_d = & \sum_{\{b,b',d\} \in BBDrev} \sum_{\{b,no1,nd1,d\} \in BNND} \\ & (typeOfNext(seqDuto_d, mov_{b,no1,nd1,d}, -1) = BnndType_{b',no2,nd2,d}), \\ & \forall d \in DutosReversao \end{aligned} \quad (22)$$

De maneira similar à restrição de reversão, a equação 23 é responsável por obter o número de incompatibilidades em um duto d por meio do número de sequências encontradas que estão contidas em $BBDincomp$. As bateladas b e b' que estão presentes no conjunto $DutosIncomp$, contabilizadas pela variável $nSel_d$ recebem a inserção de produto selo para evitar a contaminação entre produtos incompatíveis.

$$\begin{aligned} nSel_d = & \sum_{\{b,b',d\} \in BBDincomp} \sum_{\{b',no2,nd2,d\} \in BNND} \\ & (typeOfNext(seqDuto_d, mov_{b,no1,nd1,d}, -1) = BnndType_{b',no2,nd2,d}), \\ & \forall d \in DutosIncomp \end{aligned} \quad (23)$$

Desta forma, por meio das expressões 1 a 23, define-se um modelo em PLR que tem por objetivo realizar o sequenciamento otimizado de bateladas na rede de transporte ilustrada na Fig. 1, respeitando-se as características do problema mencionadas na seção II.

IV. RESULTADOS E ANÁLISE DO MODELO DE SEQUENCIAMENTO

Esta seção apresenta os resultados computacionais do modelo em PLR proposto quando aplicado a testes com dados provenientes de 3 cenários baseados em dados reais. Para a implementação computacional e experimentos foi utilizado o *software* IBM ILOG CPLEX *OptimizationStudio* 12.5 (CP - *Constraint Programming*), executando em um computador *Intel core i5*, 1.80GHz, 6GB de memória RAM

e sistema operacional *Windows 10 - 64bits*. O modelo de sequenciamento proposto está imerso em uma abordagem de decomposição do problema, ilustrada na Fig. 3. Os dados de entrada utilizados para a solução do modelo foram fornecidos pelo módulo de alocação de recursos, obtido por [5]. Para a avaliação dos resultados obtidos pelo modelo proposto observou-se critérios como interfaces incompatíveis que foram geradas pelo sequenciamento, número de operações de reversão e valores de violação de janelas de tempo.

A Tabela I apresenta a comparação, para os dados dos Cenários C1, C2 e C3. Evidencia-se os resultados obtidos (dados discretos) com o modelo em PLR proposto. Os cenários avaliados possuem informações para uma programação mensal, ou seja, 30 dias (720 horas), para a rede de dutos ilustrada pelo grafo da Fig. 1. Cada cenário possui características distintas como, por exemplo, diferentes campanhas de produção e demanda, perfis de carga/descarga dos navios e a própria inicialização da rede.

TABELA I
RESULTADOS DOS 3 CENÁRIOS

TABELA COMPLETA DE RESULTADOS DOS 3 CENÁRIOS RESOLVIDOS POR PLR			
	Cenário C1	Cenário C2	Cenário C3
Tempo de Execução (s)	10.000	10.000	10.000
Bateladas (uni.)	288	281	301
Variáveis (ini.)	3084	2998	3433
Restrições (uni.)	70038	87737	104033
Função Objetivo	2.555.413	17.333.034	4.534.930
Reversões (uni.)	4	1	10
Incompatibilidades (uni.)	4	3	4
Ad. Origem Meta (h)	363	3757	192
Ad. Origem MinMax (h)	0	1406	2
Ad. Origem Cap (h)	0	0	0
At. Origem Meta (h)	818	3083	1779
At. Origem MinMax (h)	297	2260	798
At. Origem Cap (h)	225	1999	578
Ad. Destino Meta (h)	2130	120587	2978
Ad. Destino MinMax (h)	1492	10430	2252
Ad. Destino Cap (h)	1246	9350	2017
At. Destino Meta (h)	1232	2703	1163
At. Destino MinMax (h)	288	1500	460
At. Destino Cap (h)	196	1080	349

Os resultados obtidos evidenciam PLR como uma abordagem alternativa, mesmo diante de um problema combinatorial de grande porte. Os cenários testados envolveram mais de 280 bateladas e geraram modelos com cerca de 3000 variáveis e mais de 70000 restrições. Houve dificuldade na prova de otimalidade dos casos analisados, contudo, soluções operacionais para os 3 cenários foram obtidas após poucos segundos de processamento. O limite de tempo imposto foi de 10 mil segundos e nenhum dos cenários provou a otimalidade da solução reportada. Foi utilizada a configuração (*set*) de procura de soluções por multipontos no modelo em PLR [17].

Tavares [19] afirma que as modelagens em PLR apresentam resultados satisfatórios quanto à convergência para a otimalidade quando o problema apresenta o domínio de abrangência das variáveis consideravelmente pequeno, característica que torna o problema de pequeno porte. No estudo de caso do presente trabalho não é essa a realidade. O problema de otimização do *scheduling* da rede dutoviária em análise é de grande porte, envolvendo inúmeras variáveis e restrições. É considerável o custo computacional que o modelo de-

envolvido apresenta quando consideradas as operações de reversão do fluxo dos dutos e da inserção de produtos selo entre bateladas não compatíveis. Em contrapartida, a aplicação destas restrições no modelo é viável e auxilia no processo de tomada de decisões em condições operacionais chave dos cenários de estudo. Na Tabela I evidencia-se soluções em que o número de operações de reversão e incompatibilidades ocorridas durante os 30 dias de horizonte manteve-se em patamares de poucas unidades, fato operacionalmente adequado se comparado a trabalhos correlatos [1], [5], [7]. Foram observadas violações de janelas de tempo, mas de uma ordem de grandeza comparável aos patamares apresentados pelos trabalhos correlatos referenciados. Os resultados obtidos evidenciam PLR como uma abordagem alternativa, mesmo diante de um problema combinatorial de grande porte. Conforme salienta [4], na programação em PLR é um desafio reduzir o domínio de busca por soluções factíveis de modo a provar a otimalidade das soluções. A modelagem e resolução via PLR do problema abordado, contudo, obteve resultados onde detalhes operacionais como a minimização das inserções de produtos selo e a minimização do número de operações de reversão de fluxo nos dutos foram explicitamente modelados na etapa de sequenciamento das atividades (Fig. 3) por meio do uso de recursos de PLR.

V. CONCLUSÃO

A abordagem de solução proposta permitiu a obtenção de soluções viáveis para o problema combinatorial em análise, tanto em relação ao custo computacional quanto à aplicabilidade diante das restrições operacionais da rede dutoviária, considerando-se cenários práticos com 30 dias de horizonte de programação. Ressalta-se que a característica operacional de minimização do número de reversões nos dutos, para a etapa de sequenciamento das atividades (Fig. 3), foi modelada e minimizada no equacionamento matemático proposto, endereçando-se aspecto singular quando comparado ao trabalho mais recente na literatura sobre o módulo de sequenciamento das atividades [5]. Adicionalmente, a partir da observação dos resultados obtidos, concluiu-se que domínio de busca das variáveis em PLR e a definição das restrições influenciam significativamente o custo computacional do modelo de sequenciamento proposto.

AGRADECIMENTOS

Ao projeto Petrobras (0050.0066666.11.9), ao projeto Erasmus Mundus SMART (552042-EM-1-2014-1-FR-ERA MUNDUS-EMA2), à CAPES-DS e ao CNPq (processos 406507/2016-3 e 307211/2017-7).

REFERÊNCIAS

- [1] S. N. B. Magatão and L. Magatão and H. L. Polli and F. Neves-Jr and L. V. R. Arruda and S. Relvas and A. P. F. D. Barbosa-Póvoa, *Planning and Sequencing Product Distribution in a Real-World Pipeline Network: An MILP Decomposition Approach*, Industrial and Engineering Chemistry Research, v. 51, p. 4591-4609, 2012.
- [2] H. Alayo and E. Paucar, *A MILP Model for Maintenance Scheduling in Transmission Systems and an Example Application to the Peruvian System*, IEEE Latin America Transactions, vol. 16, iss. 4, 2018.

- [3] M. K. Nakano and R. Almeida and M. T. A. Steiner, *Automotive Industry Line Board Optimization Through Operations Research Techniques*, IEEE Latin America Transactions, vol. 16, Iss. 2, 2018.
- [4] J. N. Hooker, *Projection, Inference, and Consistency*, Proceedings of the Twenty-Fifth International Joint Conference on Artificial Intelligence - IJCAI-16, n. 25, p. 4175-4179, 2016.
- [5] H. L. Polli and L. Magatão and S. N. B. Magatão and F. Neves-Jr and L. V. R. Arruda, *Collaborative Approach Based on Heuristic Algorithm and MILP Model To Assignment and Sequencing of Oil Derivative Batches in Pipeline Networks*, Industrial & Engineering Chemistry Research, v. 56, p. 2492-2514, 2017.
- [6] José André Moura Brito; Adilson Elias Xavier, *A Nonlinear Optimization Algorithm Applied to Optimal Allocation Problem*, IEEE Latin America Transactions, vol. 14, iss. 12, 2016.
- [7] L. C. Felizari, *Programação das Operações de Transporte de Derivados de Petróleo em Redes de Dutos*, Tese de Doutorado, Universidade Tecnológica Federal do Paraná, Curitiba, Brasil, 2009.
- [8] S. N. Boschetto and L. Magatão and W. M. Brondani and F. Neves-Jr and L. V. R. Arruda and A. P. F. D. Barbosa-Póvoa and S. Relvas, *An Operational Scheduling Model to Product Distribution Through a Pipeline Network*, Industrial and Engineering Chemistry Research, v. 49, p. 5661-5682, 2010.
- [9] G. A. Schneider and F. Neves-Jr and L. Magatão and L. V. R. Arruda, *A Mathematical Programming Approach to Optimize the Scheduling of Tanks in Oil Refineries*, IEEE Latin America Transactions, v. 14, n. 2, p. 818-830, 2016.
- [10] P. Jittamai, *Analysis of Oil-Pipeline Distribution of Multiple Products Subject to Delivery Time-Windows*, Dissertation, Texas A&M University, Texas, EUA, 2004.
- [11] K. D. Eandler and M. T. A. Steiner and C. T. Scarpin and P. L. B. Souza, *Operations Programming in Production Systems Permutation Flow Shop: A Bibliometric Contribution*, IEEE Latin America Transactions, vol. 13, iss. 12, 2015.
- [12] J. C. Ferreira and M. T. A. Steiner and M. S. Guersola, *A Vehicle Routing Problem Solved Through Some Metaheuristics Procedures: A Case Study*, IEEE Latin America Transactions, v. 15, n. 5, p. 943-949, 2017.
- [13] E. G. Muñoz and G. G. Alcaraz and N. G. Cabrera, *Two-phase Short-term Scheduling Approach with Intermittent Renewable Energy Resources and Demand Response*, IEEE Latin America Transactions, vol. 13, iss. 1, 2015.
- [14] Levi Ribeiro de Abreu; Bruno de Athayde Prata, *A Hybrid Genetic Algorithm for Solving the Unrelated Parallel Machine Scheduling Problem with Sequence Dependent Setup Times*, IEEE Latin America Transactions, vol. 16, iss. 6, 2018.
- [15] V. Goel and M. Slusky and W. -J van Hoeve and K. C. Furman and Y. Shao, *Constraint Programming for LNG Ship Scheduling and Inventory Management*, European Journal of Operational Research, v. 241, p. 662-673, 2015.
- [16] S. N. B. Magatão and L. Magatão and F. Neves-Jr and L. V. R. Arruda, *Novel MILP Decomposition Approach for Scheduling Product Distribution through a Pipeline Network*, Industrial and Engineering Chemistry Research, v. 54, n. 18, p. 5077-5095, 2015.
- [17] OPL Studio, *IBM ILOG CPLEX Optimization Studio*, url: <https://developer.ibm.com/docloud/documentation/optimization-modeling/cpl/>, acesso: 02 de fevereiro de 2019.
- [18] L. Magatão and L. V. R. Arruda and F. Neves-Jr, *A Combined CLP-MILP Approach for Scheduling Commodities in a Pipeline*, Journal of Scheduling, v. 14, n. 1, p. 57-87, 2011.
- [19] J. A. R. Tavares, *Geração de Configurações de Sistemas Industriais com o Recurso à Tecnologia das Restrições e Computação Evolucionária*, Tese de Doutorado, Universidade do Minho, Portugal, 2000.



Flávia Konowalenko Possui graduação em Ciências Licenciatura Plena pela Universidade Estadual do Centro Oeste - UNICENTRO e graduação em Matemática Licenciatura Plena pela Universidade Estadual de Ponta Grossa. Realizou mestrado no Programa de Pós- Graduação em Métodos Numéricos em Engenharia da Universidade Federal do Paraná, obtendo o título em 2012. Atualmente é professora Assistente da Universidade Tecnológica Federal do Paraná, do Departamento de Matemática.



William Hitoshi Tsunoda Meira Possui graduação em Engenharia de Computação pela Universidade Tecnológica Federal do Paraná (UTFPR). Realizou mestrado no Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica e Informática Industrial (CPGEI) da UTFPR e atualmente é doutorando no mesmo programa. Suas linhas de pesquisa envolvem abordagens baseadas em Programação Linear Inteira Mista, Programação Lógica por Restrições e integração entre técnicas de otimização com heurísticas.



Leandro Magatão Possui graduação em Engenharia Industrial Elétrica ênfase em Eletrônica e Telecomunicações pela Universidade Tecnológica Federal do Paraná (UTFPR), mestrado e doutorado no Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica e Informática Industrial (CPGEI) da UTFPR. É professor associado da UTFPR e suas linhas de pesquisa envolvem Programação Linear Inteira Mista, Programação Lógica por Restrições e integração entre técnicas de otimização.