

defendida por Eduardo M. Milanez
e aprovada pela Comissão
Julgada em 15 / 09 / 2000
Orientador

UNICAMP
BIBLIOTECA CENTRAL
SEÇÃO CIRCULANTE

PROGRAMAÇÃO SINCRONIZADA DO SERVIÇO DE COLETA: UMA APLICAÇÃO AO SETOR AVÍCOLA

Eduardo Medeiros Milanez

Dissertação de Mestrado apresentada à Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação da Universidade Estadual de Campinas como requisito parcial para obtenção do título de Mestre em Engenharia Elétrica.
Área de concentração: Automação.

Banca Examinadora:

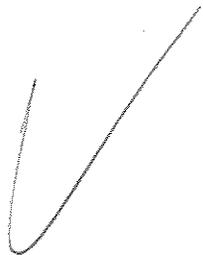
- Dr. Paulo Morelato França: orientador e professor do Departamento de Engenharia de Sistemas da Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação, UNICAMP.
- Dr. Luís Gimeno Latre: professor do Departamento de Engenharia da Computação e Automação Industrial da Faculdade Elétrica e de Computação, UNICAMP.
- Dr. Miguel Taube Netto: professor do Departamento de Matemática Aplicada do Instituto de Matemática, Estatística e Ciência da Computação, UNICAMP.
- Dr. Takaaki Ohishi: professor do Departamento de Engenharia de Sistemas da Faculdade Elétrica e de Computação, UNICAMP.

Campinas, 15 de setembro de 2000.

2121910000



UNIDADE	30
N.º CHAMADA:	T/Unicamp
	M589p
V.	Ex.
TOMBO BC/	43262
PROC.16.	278100
C	<input type="checkbox"/>
D	<input checked="" type="checkbox"/>
PREÇO	R\$ 41,00
DATA	19/12/00
M.º OPD	



CM-00153697-2

FICHA CATALOGRÁFICA ELABORADA PELA
BIBLIOTECA DA ÁREA DE ENGENHARIA - BAE - UNICAMP

M589p

Milanez, Eduardo Medeiros

Programação sincronizada do serviço de coleta: uma aplicação ao setor avícola / Eduardo Medeiros Milanez.--Campinas, SP: [s.n.], 2000.

Orientador: Paulo Morelato França

Dissertação (mestrado) - Universidade Estadual de Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação.

1. Produção animal. 2. Programação (Matemática). 3. Heurística. 4. Simulação (Computadores). I. França, Paulo Morelato. II. Universidade Estadual de Campinas. Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação. III. Título.

Resumo

Uma das etapas da cadeia de fornecimento de produtos derivados de aves como frangos e perus diz respeito ao processo de coleta dos lotes no campo e seu transporte para o abatedouro. Durante este processo, as aves são submetidas a condições extremas de desgaste físico. Para se reduzir os custos referentes às perdas de peso decorrentes do estresse é necessário minimizar o tempo médio de espera para abate. A programação do serviço de coleta deve, além de perseguir tal objetivo, atender condicionantes próprios do processo tais como coleta ininterrupta das cargas, capacidade de abate das linhas de pendura, estoques de segurança na plataforma de desembarque e tamanho de frota disponível para o transporte. As restrições do problema e sua natureza combinatorial dificultam sua solução.

Os programadores da coleta geralmente dispõem de simuladores determinísticos, ferramentas de simulação visual interativa, que os auxiliam na determinação dos horários iniciais de coleta dos lotes que constam dos planos diários de abate. Para garantir soluções de estoque mínimo de segurança em tempo hábil foi desenvolvido uma heurística de construção que implementa uma política de sincronização dos fluxos de chegada e abate. Este procedimento heurístico, objeto central deste trabalho, foi posteriormente incorporado a um simulador atualmente em uso em diversas plantas.

A eficácia da heurística na geração de soluções de estoque mínimo é ilustrada através de um estudo de caso. A comparação é feita com soluções otimizadas, obtidas através de programação matemática. Para isto, um modelo do tipo MILP é implementado.

Abstract

One of the crucial processes of the poultry industry supply chain involves flocks catching and their transportation to the slaughter house. During the process the birds undergo extreme physical stress. In order to reduce the costs that relate to stress induced weight loss it is necessary to minimize the average waiting time from arrival to hanging. The catching schedule of the flocks must pursue that goal. It also must take into account specific process constraints such as continuous trucks loading, the hanging lines capacities, the safety stocks requirements and the truck fleet size. These constraints and the combinatorial nature of the problem make it a hard one to solve.

The catching schedulers usually make use of deterministic simulators. These interactive visual simulation tools allow them to determine the catching start time for all flocks in the daily slaughtering plan. A constructive heuristic was developed to find a minimum stock solution in a reasonable time. It enforces a synchronization policy for the arrival and hanging birds flows. This procedure was later embedded in a simulator that is currently in use in several plants.

The efficacy on generating minimum stock solutions is shown in a case study. Heuristic solutions for small instances were compared to optimized solutions obtained by MILP models.

Agradecimentos

A Paulo Morelato França, pela orientação serena e competente que possibilitou o desenvolvimento desta tese.

Ao Prof. Miguel Taube-Netto, pelo apoio, na UNISOMA, ao projeto referente.

A Glauco H. F. Leal e Tércio Laterza Lopes pela implementação dos simuladores bem como do procedimento heurístico.

Aos funcionários da SADIA, pelas informações disponibilizadas.

Ao colega João E. C. Scheidt, por suas várias contribuições.

Aos meus pais, Alzé e Olírio, e à minha esposa, Regina, pelo incentivo e apoio.

Sumário

1. INTRODUÇÃO	4
1.1 O ESTRESSE DAS AVES NA COLETA	4
1.2 O ABATE	8
1.3 A PROGRAMAÇÃO DE COLETA	11
1.4 Os SIMULADORES DETERMINÍSTICOS DE COLETA	17
1.5 A HEURÍSTICA	20
1.6 OBJETIVO DESTES TRABALHOS E SEÇÕES	21
2. MODELAGEM MATEMÁTICA	22
2.1 NOTAÇÃO	22
2.1.1 <i>Notação de Conjuntos</i>	22
2.1.2 <i>Parâmetros Básicos</i>	22
2.1.3 <i>Variáveis</i>	23
2.1.4 <i>Funções</i>	24
2.2 MODELO DE ESTOQUE MÍNIMO PARA UMA ÚNICA LINHA	25
2.3 MODELO COM CONTROLE DE UTILIZAÇÃO DE FROTA	33
3. A HEURÍSTICA	41
3.1 NOTAÇÃO	41
3.1.1 <i>Notação de Conjuntos</i>	41
3.1.2 <i>Parâmetros Básicos</i>	42
3.1.3 <i>Variáveis</i>	42
3.1.4 <i>Funções</i>	42
3.2 FÓRMULA DE CÁLCULO DO INSTANTE DE COLETA QUE MINIMIZA O TEMPO DE PERMANÊNCIA	43
3.3 CASOS IDEAIS	46
3.3.1 <i>Sequenciando as cargas de um único lote</i>	46
3.3.2 <i>Alternando as cargas de dois lotes</i>	48
3.3.3 <i>Alternando as cargas de três lotes</i>	51
3.4 O FATOR NATURAL DE SEQUENCIAMENTO E SUA FÓRMULA DE CÁLCULO	54
3.5 GERAÇÃO DO SEQUENCIAMENTO DE PENDURA	59
3.5.1 <i>Adaptação da Geração às Paradas Programadas Longas</i>	61
3.6 O PROCEDIMENTO HEURÍSTICO	63
4. ESTUDO DE CASO	64
5. CONCLUSÕES	81
REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS	84
ANEXO A: CÁLCULO DO HORÁRIO DE PENDURA <i>HPEND'</i>	85
ANEXO B: MODELO DE ESTOQUE MÍNIMO PARA UMA LINHA	86
ANEXO C: PROGRAMAÇÕES OBTIDAS NO ESTUDO DE CASO	88

1. Introdução

Este exercício inicial, condensado na forma de *Introdução*, é baseado nas práticas mais usuais de coleta e abate de aves nas integrações das empresas brasileiras. Não se propõe à descrição de arranjos avícolas externos, pois que concentra um esforço de generalização no cosmos que lhe é próprio.

1.1 O Estresse das aves na Coleta

Diariamente, um conjunto de lotes de aves, deve ser trazida do campo ao abatedouro de modo a abastecer suas linhas de abate. Este processo de coleta é genericamente denominado Apanha. Quer significar que as aves devem ser "apanhadas" de forma a garantir o abate.

A Coleta inicia-se no aviário, com o carregamento das aves em caminhões. A rotina de carregamento é manual e realizada por equipes de Coleta. Os "coletadores" colocam as aves em gaiolas as quais são posteriormente empilhadas sobre "pallets" nas carrocerias dos caminhões. Terminado o carregamento de uma carga, dá-se início à viagem rumo ao abatedouro. Em lá chegando, as gaiolas são retiradas do caminhão de forma a prover um estoque de aves para o abate.

Durante a Coleta, as aves estão sujeitas a numerosos fatores de estresse. A liberação de toxinas na corrente sanguínea da ave não tem implicações somente na qualidade da carne. Ela desencadeia uma série de reações orgânicas que resultam em perda de peso, alterações de rendimento nas partes e, em situações extremas, na morte.

Horas antes do início da Coleta o suprimento de ração das aves é cortado afim de evitar a ocorrência de "papo-cheio" no momento de abate. O "papo-cheio" ocorre quando há bolo alimentar não digerido no papo das aves e provoca a interrupção do abate pois que contamina as máquinas de evisceração automática. O avicultor necessita de saber quando seu lote será coletado para que possa interromper o fornecimento da ração no momento certo. Se por outro lado, cortasse a ração com demasiada antecedência, submeteria as aves a

um tempo de jejum desnecessário, causando com isso, um estresse igualmente desnecessário.

A forma e a rapidez com que as aves são colocadas nas gaiolas são os primeiros fatores causadores de estresse. Os caminhões necessários à Coleta de um lote são despachados do abatedouro segundo um intervalo de tempo fixo afim de provocar uma chegada cadenciada no aviário. Assim as equipes são impelidas a realizar uma Coleta ritmada durante o tempo de carregamento de que dispõem. Além disso, são instruídas a preencher as gaiolas de forma cuidadosa e segundo uma taxa de ocupação (aves por gaiola) pré-estabelecida que garanta o bem-estar das aves. Essa taxa de ocupação será definida pelo tamanho das aves: gaiolas com aves leves são preenchidas com taxa de ocupação maior do que gaiolas com aves pesadas. A taxa de ocupação é função também das condições climáticas, variando tanto de uma estação para outra como ao longo do dia.

O transporte é provavelmente o maior fator de estresse das aves. Segundo Mitchell, Kettlewell e Maxwell (1994) em "**Physiological stress in broiler chickens during transport**", o estresse no transporte é responsável por até 40 por cento dos frangos que chegam mortos no abatedouro. Ainda segundo o artigo, um experimento foi conduzido a fim de avaliar o estresse em função da temperatura ambiente e da posição do frango na carga. Os autores concluem que frangos em diferentes posições estão sujeitos a cargas de estresse diferentes e que tais diferenças podem ser intensificadas por adversidades climáticas. Webster (1994) em "**Consumer views and the realities of animal welfare**" reporta que a Comunidade Européia está examinando propostas relacionadas ao bem-estar de cargas vivas durante o transporte. Para frangos por exemplo, o tempo máximo de transporte proposto, incluindo os tempos de carregamento e descarregamento, é de seis horas.

Terminado o transporte há ainda um fator determinante de estresse. Trata-se do tempo de permanência das aves no abatedouro combinado às condições em que são mantidas em espera. O tempo de permanência de uma ave é definido como a diferença entre os instantes de abate e chegada no abatedouro.

As plantas mais antigas eram projetadas a fim de reservar um espaço para o armazenamento das cargas de aves. Esse espaço possui diversas denominações: plataforma de pendura e de estocagem são as mais comuns. A plataforma é um galpão coberto construído a uma certa altura do solo que possibilita o nivelamento com as carrocerias dos caminhões que nela encostam para o descarregamento. O descarregamento é, em geral, manual. Os empregados responsáveis pelo processo entram na carroceria e retiram uma pilha de gaiolas arranjadas num "pallet" com auxílio de uma empilhadeira manual. Em seguida movimentam o "pallet" para a área reservada ao armazenamento, juntando-o aos demais "pallets" da carga. Terminado o descarregamento do último "pallet", o caminhão é retirado da plataforma a fim de permitir o descarregamento da próxima carga. As plataformas são equipadas com um arranjo de nebulizadores e ventiladores que são postos a funcionar nos momentos mais quentes do dia para promover o resfriamento das aves engaioladas e conseqüente diminuição de seu estresse.

Segundo Zullo (1994) em "**Avaliação do Rendimento e Absorção de Frangos em Função do Tempo de Espera na Plataforma**" há uma tendência crescente na perda de peso de frangos de acordo com o tempo de permanência na plataforma de estocagem.

O descarregamento é limitado tanto pela capacidade da mão-de-obra alocada para fazê-lo como pela própria capacidade de armazenamento na plataforma. Tais limitações podem provocar, nos momentos de intenso fluxo de chegada de cargas, uma fila de caminhões para descarregamento. Se a espera promove estresse nas aves estocadas na plataforma, mais ainda o fará se ocorrer no pátio, sem resfriamento e sob incidência direta dos raios solares.

As plantas mais modernas são construídas sem plataforma de estocagem. Nelas, o processo de descarregamento é realizado simultaneamente com o de pendura. As gaiolas são despejadas numa esteira que transportam-nas até a linha de abate. Para evitar interrupções de abate nas transições de término de pendura de uma carga para início da seguinte, as esteiras são dotadas de movimentação angular tal que lhes permita o acesso a até duas cargas encostadas.

Como a espera das aves no pátio, a céu aberto, é muito mais danosa às aves do que nas plataformas de estocagem, deve-se construir galpões para caminhões. Estes galpões são equipados com ventiladores que garantem o fluxo de ar necessário ao resfriamento das aves engaioladas sobre a carroceria.

1.2 O Abate

Um abatedouro é composto por uma ou mais linhas de pendura. O abate é um processo contínuo: cada linha de pendura é alimentada ininterruptamente, a menos de paradas programadas ou imprevistas, por uma esteira na qual são transportadas as gaiolas provenientes da plataforma ou, na ausência desta, dos caminhões. O processo de pendura propriamente dito consiste da transferência manual das aves das gaiolas para os ganchos da linha. A linha de pendura leva as aves à uma segunda linha denominada linha de evisceração. Durante o trajeto as aves são submetidas a uma série de processos. Inicialmente recebem uma carga elétrica a fim de atordoá-las para a sangria, o próximo passo. Na sangria as aves são degoladas. A seguir passam por um tanque de escaldagem que as prepara para uma máquina depenadeira. Depenadas, as aves são transferidas automaticamente da linha de pendura para a linha de evisceração. O processo de retirada das vísceras é efetuado automaticamente por máquinas evisceradoras, as quais são calibradas de acordo com o tamanho de frango tipicamente nelas processados. As máquinas evisceradoras restringem a pendura na linha de abate correspondente às cargas com pesos compatíveis com suas calibrações. Define-se então para cada linha de pendura, uma faixa, caracterizada pelos pesos mínimo e máximo, de aceitação das cargas candidatas a nela serem penduradas. Obviamente, o conjunto de faixas das linhas devem cobrir todo o espectro de peso para abate. É importante observar ainda que as faixas não são necessariamente disjuntas o que cria opção de pendura de uma carga em mais de uma linha.

As cargas são processadas sem divisão, isto é, uma vez iniciada a pendura de uma carga a linha ocupar-se-á dela, e somente dela, até o término de suas aves. Tal prática resulta das maiores facilidades de gerenciamento e movimentação dos "pallets" na plataforma de estocagem. A divisão de cargas ocorre apenas em situação especiais. Intencionalmente, quando deseja-se promover a "mistura" de cargas ou de forma obrigatória, quando percebe-se anormalidades no processamento da carga como a existência de papo-cheio ou doenças tipo aerosaculite. A "mistura" de cargas é procedimento pouco adotado que visa a alternância de peso no fluxo da linha pela alternância de pendura de sub-cargas oriundas de cargas de peso diferentes. Como a distribuição em peso de um lote, e em

última análise de suas cargas, segue uma função densidade de probabilidade normal, tal alternância de peso ameniza a entrada no abatedouro de fluxos de aves concentrados em determinadas faixas de peso essenciais para a fabricação de alguns produtos críticos. A divisão das cargas, com o objetivo de "mistura" ocorre sempre por demanda da produção, não há uma razão própria ao procedimento de pendura que a justifique.

O sequenciamento de pendura das cargas numa linha segue, em geral, uma regra do tipo FIFO (First In, First Out), através da qual arbitra-se que, para uma série de cargas possíveis para pendura numa linha num certo momento, pendurar-se-á a que chegou primeiro ao abatedouro. No caso de plantas sem plataforma de estocagem, esta hipótese pode ser assumida com segurança; no caso com plataforma com cuidado: se a plataforma está cheia de cargas esperando pelo abate, o acesso à algumas destas cargas pode ser comprometido.

O tempo de permanência de uma carga, independentemente do tipo de planta adotada, é definido como sendo a diferença entre o instante em que se dá o início de sua pendura e o instante em que chega no abatedouro. Segundo a regra FIFO, uma carga recém-chegada no abatedouro permanecerá em espera para o abate numa linha (ou em estoque), o tempo necessário para o abate das cargas que chegaram anteriormente e que ainda não foram abatidas. De outra forma, pode-se afirmar que o tempo de permanência da carga no instante de chegada é o tempo de consumo do estoque de aves existente no mesmo instante. O estoque de aves instantâneo, por sua vez, é a diferença dos fluxos acumulados de chegada e abate de aves. Os fluxos de chegada e abate são variáveis aleatórias fortemente determinadas pela programações de coleta e abate respectivamente.

A programação de abate define o fluxo previsto em cada uma das linhas ao longo do horizonte diário de funcionamento do abatedouro. O fluxo previsto de uma linha de abate é representado por uma velocidade base (aves a serem abatidas por hora), pelos intervalos de variação, períodos de tempo nos quais o fluxo afasta-se da velocidade base, e pelos fluxos previstos nesses intervalos de variação. Normalmente, os intervalos de variação são utilizados para descrever os intervalos de parada, períodos em que fluxo de abate é zero. Os intervalos de parada mais comuns são os para almoço, troca de turno e janta.

Há vários fatores aleatórios que fazem o fluxo real diferir daquele previsto. Os mais críticos são aqueles que provocam interrupções no abate. Fluxos insuficientes de matéria-prima podem levar o estoque a zero e conseqüentemente interrupção de pendura, quando então diz-se que a linha está ociosa. A chegada de cargas com "papo-cheio" também acarreta em ociosidade porque as aves nelas contidas devem permanecer em espera o tempo suficiente para completar a digestão. Além destes, há uma série de fontes prováveis de interrupção relacionadas ao processamento pós-pendura como por exemplo, quebra da linha de evisceração, dos resfriadores de carcaça e sobrecargas nos túneis de congelamento de produtos acabados.

As linhas de pendura trabalham aquém de sua capacidade máxima. O aumento de velocidade da linha é um instrumento que o supervisor de pendura dispõe para compensar as paradas imprevistas. Entretanto, esse recurso é limitado pelo acúmulo de carcaças nos vários processos internos do abatedouro. Nos dias em que a ociosidade acumulada é substancial, a planta pode se deparar, ao término do abate, com cargas ditas sobras, que para serem abatidas requerem uma continuação de funcionamento do abatedouro, com indesejáveis pagamentos de horas-extras à mão-de-obra envolvida. Nos dias de abate que não o último da semana, comumente a sexta-feira e eventualmente os sábados, as sobras são simplesmente proteladas para abate no próximo dia, o que é maléfico às aves pois que permanecerão por longo tempo em espera. No último dia da semana, entretanto, não há como utilizar-se desse recurso devendo-se então apelar para os pagamentos extras.

1.3 A Programação de Coleta

A programação de coleta é o objeto de análise dessa tese de mestrado. Ela é, para um determinado dia de produção, iniciada com até três dias de antecedência. Porém, só será finalmente ratificada no dia anterior ao de abate, pois que os avicultores ficam cientes da programação via radiodifusão.

Os fluxos de chegada são determinados pela programação de coleta. Através da programação diária de coleta define-se para cada lote relacionado para abate, o momento em que se inicia a coleta das aves deste lote e em que linhas, no caso de plantas com múltiplas linhas, serão abatidas as cargas do mesmo.

A alocação lote-linha é a mais simples das decisões que definem a programação de coleta. As linhas só comportam cargas de pesos compatíveis com suas faixas de aceitação. Além disso, cada uma delas tem uma capacidade limitada de abate ao longo do horizonte diário. Tais restrições condicionam, num passo anterior à programação de coleta, a própria definição da relação dos lotes a serem abatidos no dia, a qual denomina-se plano de abate.

Via de regra, mais de um caminhão é necessário para realizar a Coleta de todas as aves de um lote: a ocupação dos caminhões ou, em última análise, das gaiolas é definida pelo bem-estar das aves nelas arrançadas. O carregamento dos vários caminhões é feito ininterruptamente: terminado um, inicia-se o do próximo. Tal ritmo é dito "Coleta Total", em oposição a uma pretenciosa "Coleta Parcial" que permitisse paradas no processo entre duas cargas consecutivas.

A razão, segundo interpretação deste autor, para que o processo incline-se para a "Coleta Total", remete-se à escassez no número de equipes de Coleta. As equipes de Coleta constituem empresas independentes cuja remuneração é proporcional ao trabalho por elas realizado. Desta forma, para que essas empresas sobrevivam, devem realizar a Coleta de vários lotes ao longo de um dia produtivo. Manter uma equipe ociosa num aviário comprometeria a Coleta dos outros lotes por ela assumidos. De outra forma, uma possível alternância entre os diversos lotes, com idas e vindas de um aviário para outro, esbarraria nas dificuldades logísticas de locomoção das equipes.

O horário inicial de coleta de um lote é o momento em que inicia-se o carregamento da primeira de suas cargas. O tempo de carregamento é uma variável aleatória escrita por diversos fatores tais como o número de aves da carga, o peso médio dessas aves e o cansaço da equipe de coletadores. O número de aves da carga pode ser inferido a partir da taxa de ocupação das gaiolas já que as plantas utilizam-se de frota uniforme no que toca ao número de gaiolas por caminhão. Para efeito da programação de coleta, o tempo de carregamento das várias cargas de qualquer lote é suposto ser constante. Essa hipótese torna-se válida quando se observa que o esforço de coleta é diretamente proporcional à taxa de ocupação e ao tamanho das aves, grandezas inversamente correlacionadas durante o engaiolamento. Terminado o carregamento da primeira carga dá-se início à viagem de volta ao abatedouro e concomitantemente, segundo a "Coleta Total", ao carregamento da próxima carga.

O tempo de volta é outra variável aleatória relacionada ao processo de coleta. Os motoristas são instruídos a trafegar segundo uma velocidade média semelhante. Entretanto, as várias cargas de um lote percorrerão a distância aviário-abatedouro em tempos diferentes. A variabilidade pode ser explicada tanto por fatores simples como a pressa do motorista, o tipo de estrada (se pavimentada ou não) e as condições climáticas bem como por fatores combinados: estradas de terra em épocas chuvosas podem ficar intrafegáveis, o que pode implicar até no cancelamento do lote. Apesar da variabilidade, o tempo de percurso é, para efeito da programação de coleta, suposto ser igual para as várias cargas de cada lote.

A partir das hipóteses de constância nos tempos de carregamento e percurso e "Coleta Total", ou não-interrupção de coleta entre cargas consecutivas, infere-se que o horário inicial de coleta de um lote determina o fluxo temporal de chegada de suas cargas no abatedouro. E que a programação diária de coleta do universo de lotes, por sua vez, determina o fluxo de chegada, para as possíveis linhas de pendura, de toda a matéria-prima objeto de processamento.

O objetivo primeiro da programação de coleta é garantir um fluxo de chegada de aves ao abatedouro suficiente para realizar os fluxos de abate previstos das diversas linhas, de forma a evitar ociosidades. Por outro lado, em qualquer momento do horizonte diário de

abate, o fluxo de chegada não pode sobrepujar em muito o de abate, impedindo assim a formação de estoques elevados com conseqüente estresse para as aves em espera. Estas demandas podem, a primeira vista, ser condensadas numa política de sincronização justa dos fluxos de chegada e abate, que culmine em soluções de estoque zero. Segundo esta política, cada carga é abatida imediatamente depois de chegar ao abatedouro. Todavia, deve-se observar que a política de sincronização proposta nesta tese não se baseia nos métodos de implementação de “pull systems” como o “Just-in-Time” (JIT), porque respeita a hipótese de “Coleta Total”, ou seja, considera um “tamanho de lote” que deriva da limitada capacidade de movimentação das equipes de coleta (ou, caso se queira, do elevado custo de “setup”). Pelo contrário, o tratamento que se dá ao problema se aproxima aos métodos de “push systems”, como por exemplo o MRP.

A inconveniência de soluções de estoque zero diz respeito ao risco de geração de ociosidade que tais soluções implicam. O risco advém das variabilidades inerentes ao processo de coleta que fazem o fornecimento real de matéria-prima afastar-se daquele deterministicamente previsto pela programação de coleta. O tempo de transporte das aves do aviário ao abatedouro é o maior dentre as várias etapas de coleta e por isso, o mais sujeito a erros.

Para minimizar o risco de falta de aves, a política de estoque zero deve ser preterida por uma política de estoque de segurança. O estoque de segurança deve ser dimensionado de forma a absorver os efeitos de natureza incerta. Todavia, o estoque de segurança é mais do que a simples tradução destes níveis de incerteza. A raiz do problema de seu dimensionamento aloja-se na percepção da relação entre o estresse das aves em espera e o risco de ociosidade. Estoques mínimos diminuem o estresse mas aumentam o risco, e vice-versa. A política de estoque de segurança mantém as aves em espera para abate por um tempo denominado de permanência mínimo.

Além de garantir os estoques de segurança nas diversas linhas, a programação de coleta deve atender uma série de outros condicionantes ditos gerais. A disponibilidade de caminhões, ou tamanho de frota, é um deles. No processo de coleta, cada caminhão está sujeito a um ciclo. Inicialmente, o motorista deve buscar pelo “ticket” que define o lote cuja

carga irá transportar. O caminhão é então levado a uma balança de forma a ter sua tara aferida. A seguir percorre o trajeto abatedouro-aviário, dito de ida, a fim de ser carregado. Terminado o carregamento, retorna ao abatedouro. Em lá chegando é novamente pesado para que daí se infira o peso médio das aves que carrega. É então levado à fila onde permanece até ser descarregado. A partir daí é lavado para então receber uma nova carga de gaiolas igualmente limpas, o que torna-o apto a um novo ciclo. A coleta de cada uma das cargas define portanto, um ciclo de percurso de um caminhão.

Cada programação de coleta demanda um tamanho de frota necessário à sua realização. Entretanto, o dimensionamento da frota é um exercício de médio-prazo no qual se consideram variáveis mais globais como o tamanho dos lotes, a capacidade das cargas, a distância média dos aviários definidos nos planos diários de abate no prazo e obviamente os custos de transporte. Além disso, vale notar que os motoristas contratados para a coleta dedicam-se unicamente a este processo: eles requisitam portanto, uma perspectiva de trabalho de longo prazo. Isto explica porque a programação de coleta, ao invés de definir o tamanho de frota, deve se submeter àquela estabelecida.

Similarmente ao caso das equipes de coleta, os motoristas requisitam também uma carga diária de trabalho que lhes garanta uma remuneração mínima, pois que, no seu caso, essa é proporcional à distância por eles percorrida, ou de outra forma, pelo esforço que realizam. Essa demanda por carga diária de trabalho por parte dos motoristas pressiona o tamanho da frota de forma a reduzi-la. Frotas reduzidas delimitam o espaço de soluções possíveis para programação de coleta.

A relação comercial adotada para com as equipes de coleta e de transporte baseia-se no modelo largamente utilizado nos dias atuais que convencionou-se chamar de "terceirização". Este delega a empresas externas atividades consideradas não próprias ou que não dizem respeito à excelência da contratante. O reconhecimento das virtudes de tal modelo não deve porém turvar a identificação dos problemas que dele originam e que só são observados quando o processo é racionalmente exaurido por uma ótica holística.

A produção condiciona de forma fraca a programação de coleta. Lotes que diferenciam-se em peso dos demais constantes no plano de abate, destinam-se

eventualmente à fabricação de produtos especiais, em períodos específicos do horizonte diário. Estes lotes devem portanto ser coletados de forma a garantir o fluxo de chegada de suas cargas em tais momentos. A fabricação de outros tipos de produtos pode requerer, por sua vez, a alternância de pendura (ou até mesmo a "mistura") de cargas de lotes de tamanhos diferentes, para que seja possível combinar carcaças ou partes de diversas faixas de peso. Neste caso, a produção impõe a chegada aproximadamente simultânea de cargas de lotes destes tamanhos.

A logística de alocação das equipes de coleta aos lotes que constam do plano de abate é outro determinante da programação. As coletas de cada par de lotes devem ser defasadas a fim de garantir tempo suficiente para a transferência da equipe de um para o outro. Por outro lado, o atraso de coleta do primeiro para o último lote não pode ser demasiado tal que crie sobrecarga horária de trabalho para a equipe. As equipes são, na medida do possível, alocadas a coletar nos aviários da região a que pertencem.

Finalmente, dificuldades logísticas de coleta de alguns lotes como estradas de acesso em péssimo estado e aviários demasiadamente afastados da planta podem obrigar o programador a delimitar-lhes o período de coleta (noite, madrugada, manhã, tarde ou crepúsculo), quando não o próprio horário inicial.

O problema de programação da coleta é do tipo "job-shop". Os processadores são formados pelas equipes de coleta e as linhas de pendura. O conjunto de tarefas é composto pelas cargas (fig 1.3.1). O problema não é do tipo "flow-shop" porque as tarefas de coleta podem ocorrer em processadores distintos.

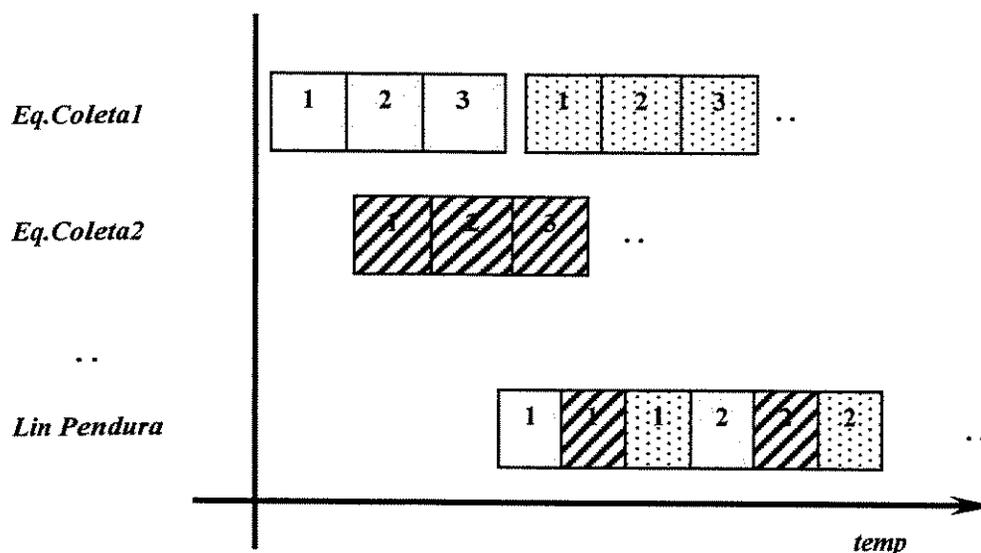


Figura 1.3.1: Carta de Gantt esquemática da Programação de Coleta.

Particularmente, há um atraso mínimo entre o processamento de cada tarefa referente ao tempo de transporte. Além disso, o processamento de coleta de tarefas consecutivas de um mesmo lote é ininterrupta (“no-wait”) em virtude da “coleta total”. O processamento nas linhas de pendura também deve ser ininterrupto de maneira a evitar ociosidades. Na prática, o tamanho de frota não pode ser considerado infinito. O objetivo da programação de coleta é maximizar a soma dos instantes de início do processamento das tarefas de carregamento nos recursos de coleta ponderados pelo número de aves de cada carga (função de penalização). Deve-se observar que a condição de não-ociosidade nas linhas de pendura impede o aparecimento de soluções ilimitadas neste critério.

1.4 Os Simuladores Determinísticos de Coleta

A atividade de programação é suportada por uma ferramenta computacional nomeada Simulador Determinístico de Coleta. Tal recurso de apoio à decisão baseia-se, como o nome indica, na técnica de simulação determinística de eventos.

As entidades de simulação são os lotes, para os quais definem-se os atributos horário inicial de coleta e linha "default" de destino de suas cargas, de acordo com as variáveis de decisão próprias à programação de coleta.

O simulador de coleta é uma ferramenta através da qual o programador visualiza os efeitos deterministicamente causados pela programação de coleta; e que estão relacionados aos condicionantes do problema. Alguns destes efeitos, os quais são exibidos de forma gráfica no sistema, são a evolução temporal da disponibilidade de aves para as diversas linhas (incluindo eventuais ociosidades), a demanda temporal de caminhões para o cumprimento da programação e o histograma de aves segundo o tempo de permanência para abate na plataforma.

Na medida em que os condicionantes não são respeitados por programações grosseiras, estas são interativamente apuradas para uma consistente. Por exemplo, um demasiado estoque de aves num determinado período do dia é provocado por um fluxo de chegada de cargas desproporcional ao de abate, o qual advém de uma programação que inicia muito cedo o carregamento dos lotes cujas aves provocam este estoque. Tais lotes devem portanto ser coletados mais tardiamente, mas não tanto que isto provoque ociosidade das linhas. Em outro exemplo, uma programação pode requerer num certo instante mais caminhões do que se dispõe na frota, o que pode ser reflexo de um programa que inicia a coleta de lotes muito distantes em momentos mais ou menos próximos. Para corrigir esta falha de programação pode-se tentar substituir um destes lotes por outro mais próximo à planta e que estava originariamente programado para outro período.

A tarefa de programação de coleta é bastante complexa, o que pode-se observar considerando-se apenas a abrangência de possibilidades de arbítrio sobre a variável horário inicial de coleta. A experiência no uso do simulador mostra que soluções consistentes de coleta devem ser definidas com uma precisão de até quarto de hora, quando não mais. A

maioria das plantas funcionam durante dois turnos de oito horas e meia cada. Entretanto, o horizonte de atuação das equipes de coleta estende-se às 17 horas de abate, em virtude dos atrasos de tempo dos aviários à planta de produção. Mesmo assumindo-se para este horizonte as mesmas 17 horas de abate verifica-se que o número de alternativas de início de coleta para cada um dos lotes constantes do plano é de 68. Assumindo-se um limitante superior de 35 lotes para o plano, pode-se estimar este número de alternativas em 35^{68} .

À despeito de tal complexidade, a simulação determinística via arbítrio de solução mostrou-se bastante viável. Como era natural de se esperar, os programadores terminaram por traduzir a experiência no uso da ferramenta num conjunto de regras eficientes à realização da programação. Nem todo este conhecimento é de fácil verbalização. Algumas regras, entretanto, são bastante intuitivas. A primeira delas diz respeito à independência de arbítrio sobre os atributos dos lotes. Isto quer dizer que, numa etapa inicial, os lotes são destinados às linhas sem levar-se em conta o momento em que serão abatidos. Via de regra, a alocação dos lotes às linhas almeja equilibrar o carregamento das linhas às suas capacidades diárias nominais, afim de que seus horários de término de funcionamento ocorram aproximadamente no mesmo instante e obviamente, antes dos previstos. Além disso procura-se compatibilizar os pesos dos lotes às calibrações de abate das linhas. Feito isto, dá-se início à programação horária, simplificada agora pela decisão anterior. Inicialmente o carregamento dinâmico é feito de forma independente e ordenada para cada uma das linhas existentes; isto é, programa-se os horários de coleta dos lotes da primeira linha, a seguir da segunda e assim por diante. Garantidos os estoques de segurança de cada uma das linhas verifica-se a satisfação de restrições globais, como por exemplo a utilização da frota e a logística de movimentação das equipes. Caso haja não atendimento destas restrições, dá-se início então a uma fase de ajustes dos horários de coleta, quando não das próprias alocações lotes-linhas. Esta fase pode se tornar de difícil execução na intensidade com que as restrições do tipo gerais não são satisfeitas.

A utilização continuada do simulador de coleta aliada à forma consistente com que representa o processo de coleta possibilitou a diminuição sistemática dos níveis de estoque. A partir de um certo momento, o responsável pelo processo de coleta, necessitou de

estabelecer alguns controles no processo a fim de garantir o cumprimento das programações de estoque mínimo. Tais controles referem-se principalmente aos momentos em que devem ocorrer os eventos programados dos ciclos de percurso dos caminhões. Estabeleceu-se então controles para a saída dos caminhões da empresa, de início de carregamento no aviário, de retorno à empresa, etc...

O sucesso no uso da ferramenta fez então com que outras unidades que dispunham de plataformas de desembarque demandassem a sua instalação. É importante lembrar que as diminuições de estoque, foram retardadas em virtude de paradigmas no processo. Numa, o de maior impacto estabelecia que as aves deviam permanecer na plataforma pelo menos uma hora antes de serem abatidas. Noutra, os integrados e as equipes de coleta estavam habituadas a dar início à coleta dos lotes em horários pré-determinados.

A adaptação ao uso da ferramenta foi tal que despertou os responsáveis pelo processo à desefetivação de uso da plataforma de estocagem e adoção de um arranjo semelhante ao das plantas modernas, com estoque de segurança de aves no pátio. A fim de suportar tal metodologia concebeu-se então um novo simulador, semelhante ao anterior, mas que dele se difere justamente na contabilização do estoque. Enquanto no primeiro considera-se em estoque somente aquelas aves descarregadas, neste faz-se assim para todas as cargas chegadas. Como o estoque permanece nos caminhões é fácil de se notar que uma mesma programação de coleta provoca uma demanda maior por caminhões na nova metodologia do naquela em que se dispõe de plataforma de estocagem.

1.5 A Heurística

Apesar da técnica de simulação determinística ter se mostrado adequada à programação de coleta, muito se fez para desenvolver um modelo de programação matemática que garantisse soluções otimizadas segundo o critério de estoque, quando não factíveis para o problema mais geral. Outra justificativa à "automatização" do processo via modelagem matemática era o tempo gasto na programação via simulador, o qual estendia-se à várias horas de esforço mesmo nos casos típicos. Todavia, a eficiência dos vários modelos alternativos sempre permaneceram restritas à natureza combinatorial do problema. Esgotada esta busca infrutífera recorreu-se então ao desenvolvimento de um algoritmo, através de uma abordagem heurística, que racionalizasse o conhecimento prático adquirido pelos usuários dos simuladores anteriormente descritos.

Um algoritmo para a programação de coleta foi desenvolvido e incorporado ao novo simulador. Esta rotina garante o carregamento dinâmico das linhas segundo as requisições de não-ociosidade e estoque de segurança. Esta ferramenta não prescinde porém, da ação do usuário, pois que lhe demanda a definição de atributos como a linha de destino e a ordem de chegada dos lotes no abatedouro além dos parâmetros de controle do procedimento heurístico. A partir destas atribuições, o algoritmo fornece uma programação horária de coleta acordante às requisições supra citadas mas eventualmente falha às restrições globais, como a disponibilidade de frota de caminhões. Em ambos os simuladores, o programador utiliza a simulação interativa como meio de busca da solução final. Entretanto, no novo simulador, esta busca é acelerada pela heurística.

1.6 Objetivo deste Trabalho e Seções

O objetivo deste trabalho resume-se à mera exibição da heurística desenvolvida para facilitar o trabalho dos programadores. Procura-se demonstrar que ela comporta uma racionalização inovadora, formal e de fácil assimilação da busca por soluções de estoque mínimo.

Para satisfazer os intentos acima citados desenvolve-se inicialmente, no capítulo 2 desta tese, a modelagem matemática do problema. A partir de um simples modelo de estoque mínimo, define-se os conceitos para outro mais complexo, que representa o controle de utilização da frota de caminhões nas plantas sem plataforma de desembarque. Enquanto o primeiro é utilizado para dele se inferir a eficácia da heurística, pelo outro pretende-se somente o ideal da programação matemática quando não a ratificação da complexidade do problema relacionado.

O capítulo 3 encerra o desenvolvimento da heurística. Segundo uma didática que parte do mais simples ao mais geral, a exemplo do capítulo 2, inicia-se com exemplos teóricos de coleta, pelos quais se espera despertar no leitor os "insights" mais importantes à compreensão do algoritmo.

A eficácia do procedimento heurístico em gerar soluções de mínimo estoque é ilustrada através de um estudo de caso no capítulo 4; para isto, soluções heurísticas são comparadas àquelas otimizadas obtidas pelo modelo matemático para uma única linha desenvolvido no capítulo 2.

As conclusões são mostradas no capítulo 5, e reforçadas por uma análise crítica das limitações, bem como das possibilidades de aprimoramento, do procedimento heurístico.

2. Modelagem Matemática

Esta seção condensa o esforço de modelagem do problema de programação de coleta. A fim de padronizar a representação matemática dos modelos nela apresentados opta-se pela notação exibida a seguir.

2.1 Notação

2.1.1 Notação de Conjuntos

L	Conjunto de linhas de abate l
N	Conjunto de lotes n a serem coletados no dia de abate
N_l	Sub-conjunto de N composto dos lotes n_l alocados para abate na linha l
K_{n_l}	Conjunto de cargas k_{n_l} do lote n_l alocado para abate na linha l
HI	Conjunto dos possíveis instantes (ou horários) iniciais de coleta hi
Δhi	Precisão na discretização do conjunto HI
H	Conjunto de períodos do horizonte diário de abate h
Δh	Precisão na discretização do conjunto H

O operador $ord(a)$ define a posição (ou ordem) do elemento a no conjunto A .

2.1.2 Parâmetros Básicos

tc	tempo de carregamento (em minutos) de uma carga
tp_{n_l}	tempo de percurso de ida ou volta (em minutos) das cargas do lote n_l
tld	tempo de lavagem mais da documentação (em minutos) de uma carga
$fluxabat_{h,l}$	fluxo de abate (em número de aves) no período h na linha l
$fluxacum_{h,l}$	fluxo acumulado de abate até o fim do período h na linha l
$capnom_l$	capacidade nominal de abate da linha l
$totaves_l$	número total de aves alocadas à linha l
$aveslote_{n_l}$	número de aves no lote n_l
$avescarga_{k_{n_l}}$	número de aves da carga k do lote n_l

$disp_{n_p,hi,h}$	núm. de aves de n_l que, coletado em hi , estarão disponíveis para abate em h
$taxocup_{k_n}$	taxa de ocupação das gaiolas da carga k do lote n_l
$numgaiolas$	número de gaiolas por caminhão
$pesolote_{n_l}$	peso médio das aves do lote n_l
$faixa_l$	faixa de aceitação da linha l
$medfaixa_l$	peso médio (em kg) da faixa de aceitação da linha l
$estmin_l$	estoque de segurança (em aves) para a linha l
$tespmin_l$	estoque de segurança (em aves) para a linha l
hli_l	período mínimo de H suficiente para abate do conjunto de lotes N_l na linha l
$hiniciclo_{k_n,hi,h}$	”flag” que vale 1 para todos os instantes h posteriores ao início de ciclo da carga k_{n_p} se o lote n_l é coletado no instante hi
$hiniab_{k_n,h',h}$	”flag” que vale 1 para todos os instantes h posteriores ao início de abate da carga k_{n_p} se esta tem sua pendura iniciada em h'
$hfimab_{k_n,h',h}$	”flag” que vale 1 para todos os instantes h posteriores ao término de abate da carga k_{n_p} se esta tem sua pendura iniciada em h'
$tamfrota$	tamanho da frota
$hfinv_{k_n,hi}$	instante de chegada na planta da carga k_{n_p} se o lote n_l é coletado em hi

2.1.3 Variáveis

$x_{n_p,hi}$	variável binária, vale 1 se se o lote n_l tem sua coleta iniciada no instante de início do período hi , e 0 no caso contrário
$est_{h,l}$	estoque de aves para a linha l , ao término do período h
$fluxlote_{n_p,h}$	fluxo de chegada de aves do lote n_l no instante de início do período h
$fluxcheg_{h,l}$	fluxo de chegada de aves para a linha l , disponíveis para abate a partir do período h
$zprog_l$	função objetivo do modelo de estoque mínimo para uma única linha l : soma dos estoques ao longo de todo o horizonte diário
$y_{n,l}$	variável binária, vale 1 quando o lote n é alocado à linha l , e 0 no caso contrário

- z_{aloc}* função objetivo do modelo de alocação dos lotes as linhas
- ini_abat_{k_{n_l}h}* variável binária, vale 1 se a carga k_{n_l} começa a ser pendurada no instante h e 0 no caso contrário
- ciclo_ini_{k_{n_l}h}* variável real, vale 1 em todos os períodos h posteriores ao período de início de ciclo da carga k_{n_l} e 0 nos períodos anteriores
- ciclo_fim_{k_{n_l}h}* variável real, vale 1 em todos períodos h estritamente posteriores ao período de término de abate da carga k_{n_l} .
- pend_ini_{k_{n_l}h}* variável real, vale 1 para todos os períodos h posteriores (inclusive este) ao início de abate da carga k_{n_l} e zero para os períodos anteriores
- tesp_{k_{n_l}}* tempo de espera para abate da carga k_{n_l}

2.1.4 Funções

- teto(x)* é o menor inteiro maior ou igual a x
- chão(x)* é o maior inteiro menor ou igual a x

2.2 Modelo de Estoque Mínimo para uma Única Linha

O modelo desenvolvido nesta seção é utilizado para se obter uma programação horária para o conjunto de lotes N_l que garanta o abastecimento da linha de pendura l , segundo um estoque mínimo de segurança.

A variável de decisão deste modelo, $x_{n,hi}$, é binária e definida da seguinte forma:

$$x_{n,hi} = \begin{cases} 1 & \text{se o lote } n_l \text{ tem sua apanha iniciada no instante } hi \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases}$$

De acordo com a "Coleta Total", cada lote tem sua coleta iniciada num, e somente num, horário inicial. Esta condição é representada pela seguinte restrição:

$$\sum_{hi} x_{n,hi} = 1 \quad (\forall n_l) \quad (2.2.1)$$

A variável $x_{n,hi}$ define, segundo a "Coleta Total" e as hipóteses de constância nos tempos de carregamento e percurso, o fluxo de chegada instantâneo (na verdade acordante à discretização numa implementação prática) das aves de cada lote no abatedouro. Para determiná-lo algebricamente, há que se recorrer ao parâmetro $disp_{n,hi,h}$, que determina o número de aves do lote n_l que, coletado em hi , estarão disponíveis para abate em h .

O parâmetro $disp$ é função das precisões definidas para as discretizações em HI e H . No exemplo da fig. 2.2.1 mostrada na página seguinte, o parâmetro é exibido sob um espectro contínuo em h . Todavia, na implementação computacional do modelo, os necessários detalhamentos em HI e H devem ser tais que assegurem precisão mínima às variáveis indexadas em seus elementos ($x_{n,hi}$ e $est_{h,l}$). Por outro lado, para que não se comprometa a obtenção de resultados otimizados em tempo razoável, é necessário que as precisões nas discretizações não sejam demasiado reduzidas; principalmente a de horários iniciais de coleta que define o conjunto HI que indexa a variável binária $x_{n,hi}$. No estudo

de caso mostrado no capítulo 4, por exemplo, adotam-se as precisões $\Delta hi = 15 \text{ min}$ e $\Delta h = 5 \text{ min}$.

Segundo as precisões nas discretizações Δhi (para o conjunto HI), e Δh (para o de H), o parâmetro $disp$ pode ser calculado através do seguinte algoritmo:

Para todo n_i ,
 Para todo k_m ,
 Para todo hi ,

$$\text{Para } h / \text{ord}(h) = \text{teto} \left(\left(\frac{\Delta hi}{\Delta h} \right) \times \text{ord}(hi) + \left(1 - \frac{\Delta hi}{\Delta h} \right) + \left[\frac{\text{ord}(k_m) \times tc + tp_m}{\Delta h} \right] \right),$$

$$disp_{n_i, hi, h} = \text{avesc arg } a_{k_m}$$

Numa implementação prática deste modelo as precisões Δhi e Δh devem ser escolhidas de forma a minimizar o erro no cálculo do parâmetro $disp$ e conseqüentemente, no fluxo de chegada instantâneo.

O algoritmo acima calcula o parâmetro $disp$, do lote n_i , para todas as combinações existentes de horário inicial de coleta hi . O instante de chegada de cada carga no abatedouro é definido pelo instante inicial de coleta hi , mas deve ser calculado segundo a discretização H . A função $\text{teto}()$ retorna o instante de chegada na discretização H , da carga k_{n_i} do lote n_i , que teve sua coleta iniciada em hi .

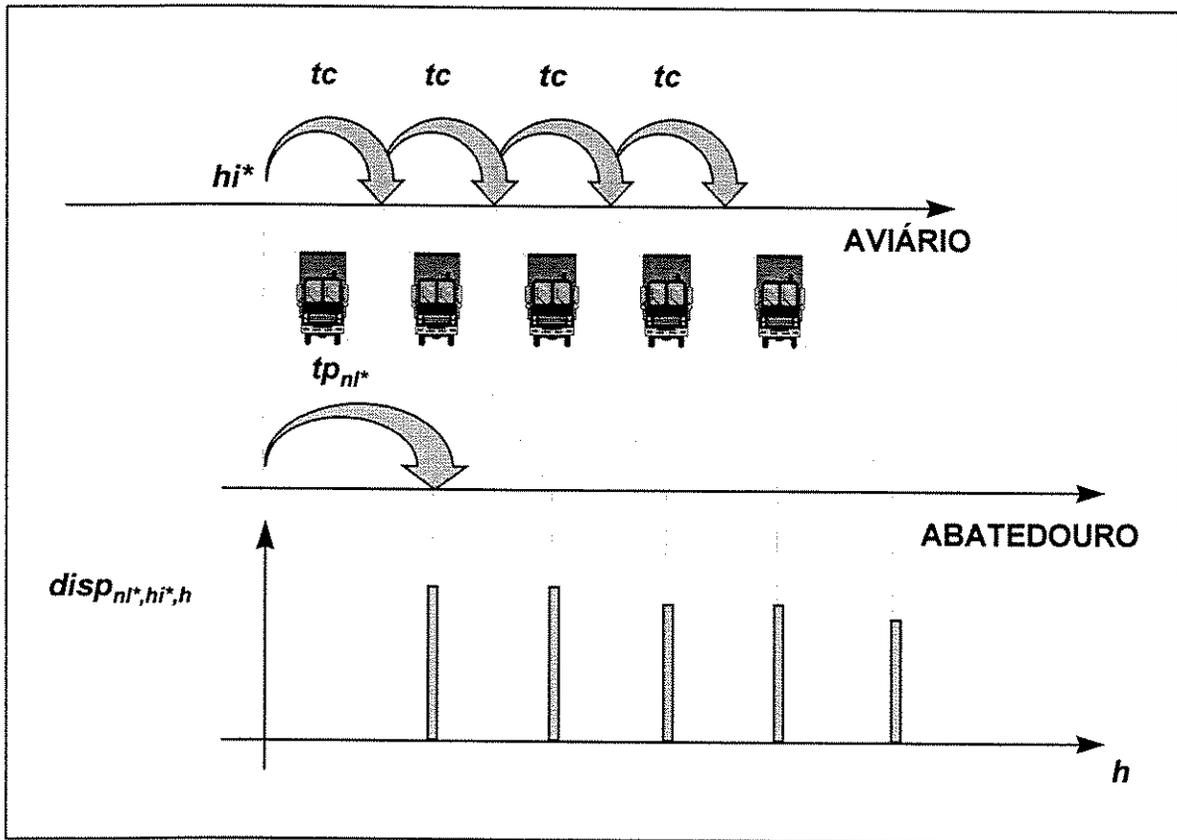


Figura 2.2.1: Esta figura representa o procedimento de cálculo do parâmetro $disp$ para o lote n_l^* , coletado em hi^* num espectro contínuo em h . A coleta das cargas é cadenciada segundo tc , o tempo de carregamento. A chegada é defasada da coleta segundo $tp_{n_l^*}$, o tempo de percurso do lote.

O fluxo temporal de chegada das aves de cada lote, $fluxlote_{n_l,h}$, nada mais é que o parâmetro $disp_{n_l,hi^*,h}$ para o instante hi^* em que se dá o início de coleta, ou seja:

$$fluxlote_{n_l,h} = disp_{n_l,hi^*,h} = \sum_{hi} x_{n_l,hi} \times disp_{n_l,hi,h}$$

O fluxo total de chegada das aves para a linha l (que considera todo o conjunto de lotes N_l nela alocados), para pendura a partir de h , é por sua vez, a soma dos fluxos individuais de cada lote n_l . Assim, pode-se escrevê-lo da seguinte forma:

$$fluxcheg_{h,l} = \sum_n fluxlote_{n,h} = \sum_{n,hi} x_{n,hi} \times disp_{n,hi,h} \quad (2.2.2)$$

O abate na linha l se dá até o limite hli_l , período mínimo de H suficiente para o abate das aves do conjunto de lotes N_l . Tal imposição impede a ocorrência de ociosidades em períodos anteriores a hli_l .

A fig. 2.2.2 mostrada a seguir exhibe o período hli_l para um exemplo hipotético. Como pode ser visto, hli_l é o primeiro período para o qual o fluxo acumulado de abate da linha l excede o total de aves previsto para nela ser abatido.

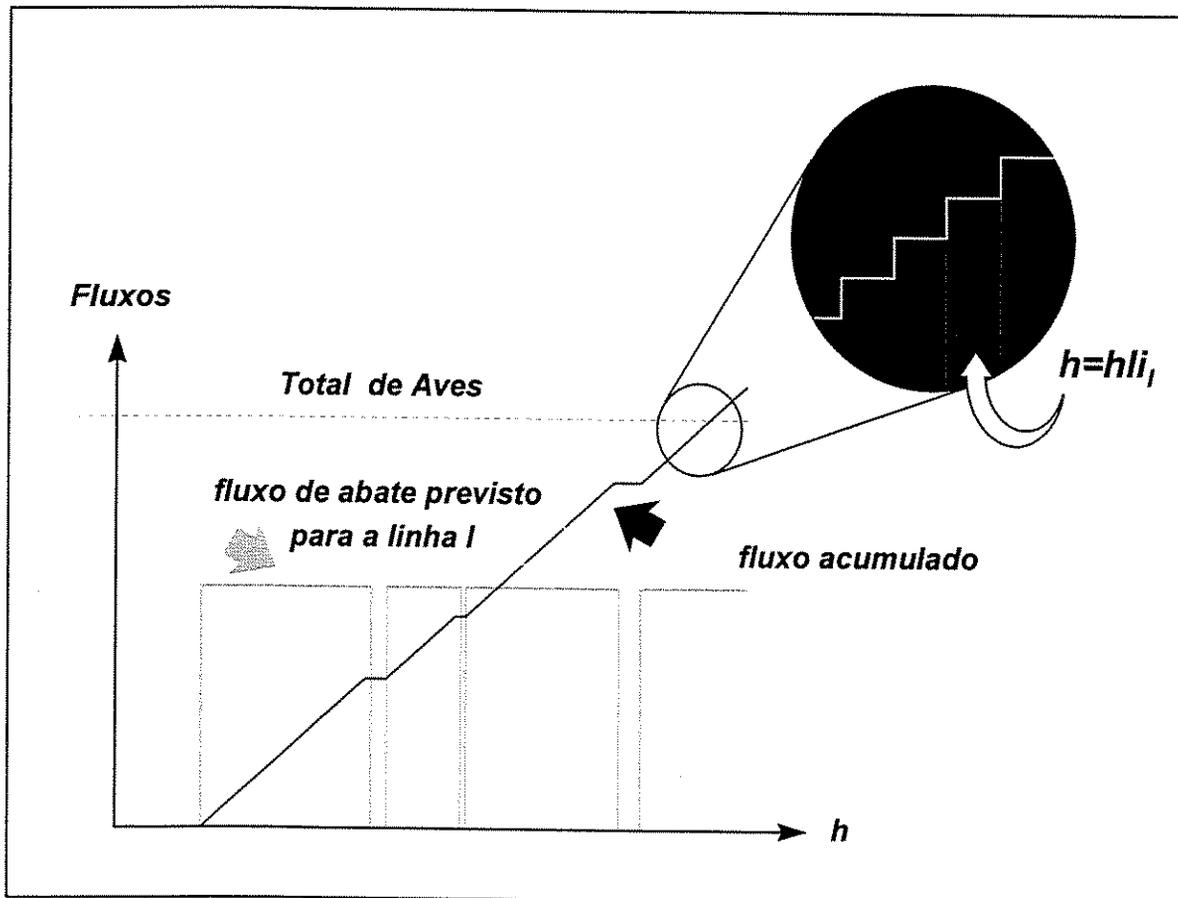


Figura 2.2.2: Nesta figura observa-se, para um fluxo previsto para a linha l , o período limite de abate hli_l o qual é definido como o menor período do espectro h suficiente para o abate da totalidade de aves do conjunto N_l .

Para períodos da discretização em h estritamente inferiores a hli_l pode-se escrever a seguinte equação de equilíbrio de matéria-prima ave:

$$est_{h-1,l} + fluxcheg_{h,l} = fluxabat_{h,l} + est_{h,l} \quad (\forall h / h < hli) \quad (2.2.3)$$

Esta nos diz que a variação de estoque de aves na linha l entre dois períodos consecutivos é a diferença entre os fluxos de chegada e abate no último deles. O parâmetro $fluxabat_{h,l}$ é o fluxo de abate previsto na linha l para o período h .

As equações 2.2.2 e 2.2.3 podem ser condensadas na 2.2.4 mostrada a seguir.

$$est_{h-1,l} + \sum_{m,hi} x_{m,hi} \times disp_{m,hi,h} = fluxabat_{h,l} + est_{h,l} \quad (\forall h / h < hli) \quad (2.2.4)$$

O estoque na linha l ao final dos períodos posteriores a hli , inclusive este, deve ser nulo:

$$est_{h,l} = 0 \quad (\forall h / h \geq hli) \quad (2.2.5)$$

O limitante inferior da variável de controle $est_{h,l}$ é o estoque mínimo de segurança $estmin_l$. O estoque de segurança deve ocorrer, por definição, nos períodos anteriores ao término de abate em que há fluxo previsto. Entretanto, só é possível existir nos períodos $haux$ para os quais é atendida a seguinte condição:

$$fluxacum_{haux,l} = \sum_{h \leq haux} fluxabat_{h,l} \leq totaves_l - estmin_l$$

Pode-se escrever então, para os períodos $haux$ que satisfazem a condição acima, a seguinte inequação:

$$est_{haux,l} \geq estmin_l \quad \left(\begin{array}{l} \forall haux / fluxabat_{haux,l} \geq 0 \wedge \\ fluxoacum_{haux,l} \leq totaves_l - estmin_l \end{array} \right) \quad (2.2.6)$$

O valor da função é definido como a soma dos estoques nos vários períodos, o qual se quer mínimo:

$$zprog_l = \sum_h est_{h,l} \quad (2.2.7)$$

O modelo básico para uma linha é resumido a seguir:

<p><i>Minimizar</i> $zprog_l = \sum_h est_{h,l}$</p> <p><i>Sujeito a:</i></p> $\sum_{hi} x_{m,hi} = 1 (\forall n_l)$ $est_{h-1,l} + \sum_{m,hi} x_{m,hi} \times disp_{m,hi,h} = fluxabat_{h,l} + est_{h,l} \quad (\forall h / h < hli)$ $est_{h,l} = 0 \quad (\forall h / h \geq hli)$ $est_{hmax,l} \geq estmin_l \left(\begin{array}{l} \nabla hmax / fluxabat_{hmax,l} \geq 0 \wedge \\ fluxoacum_{hmax,l} \leq totaves_l - estmin_l \end{array} \right)$ <p>Binária $x_{m,hi}$; Positiva $est_{h,l}$</p>
--

Figura 2.2.3: Modelo de Estoque Mínimo para uma Única Linha.

A utilização do modelo de estoque mínimo pressupõe uma prévia alocação dos lotes às linhas, que não exceda a capacidade nominal de abate de cada uma delas. Além disso, no carregamento das linhas, há que se respeitar suas faixas de aceitação em peso. Estas condições são respectivamente representadas da seguinte forma:

$$\sum_{l / pesolote_n \in faixa_l} y_{n,l} = 1 (\forall n) \quad (2.2.8)$$

$$\sum_{n / pesolote_n \in faixa_l} y_{n,l} \times aveslote_n \leq capnom_l (\forall l) \quad (2.2.9)$$

A variável binária $y_{n,l}$ é tal que vale 1 quando o lote n é alocado à linha l e 0 caso contrário. A equação 2.2.8 garante a realização do plano de abate, o qual se supõe factível

de ser realizado. E a inequação 2.2.9 estabelece que, para cada linha de pendura l , o número de aves a ela alocados não deve exceder sua capacidade nominal $capnom_l$. Além disso a condição $pesolote_n \in faixa_l$ limita as opções de alocação segundo a acordância de pesos dos lotes às faixas de calibração das linhas.

Um critério útil para a alocação de um lote com múltiplas possibilidades de pendura (e comum à prática dos programadores de coleta) é o módulo da diferença de seu peso médio previsto ($pesolote_n$) e do peso médio da faixa de aceitação da linha ($medfaixa_l$). Por tal critério define-se a seguinte função objetivo:

$$z_{aloc} = \sum_{(n,l) / pesolote_n \in faixa_l} y_{n,l} \times |pesolote_n - medfaixa_l| \quad (2.2.10)$$

O modelo de alocação dos lotes às linhas é resumido na fig.2.2.4 exibida a seguir:

<p><i>Minimizar</i> $z_{aloc} = \sum_{(n,l) / pesolote_n \in faixa_l} y_{n,l} \times pesolote_n - medfaixa_l$</p> <p><i>Sujeito a:</i></p> $\sum_{l / pesolote_n \in faixa_l} y_{n,l} = 1 (\nabla n)$ $\sum_{n / pesolote_n \in faixa_l} y_{n,l} \times aveslote_n \leq capnom_l (\nabla l)$ <p>Binária $y_{n,l}$</p>

Figura 2.2.4: Modelo de Alocação dos Lotes às Linhas

O valor da variável $y_{n,l}$ resultante do processamento define os sub-conjuntos N_l do modelo de estoque mínimo:

$$y_{n,l} = 1 \Rightarrow n \in N_l \quad (2.2.11)$$

A abordagem desenvolvida nesta seção propõe independência de arbítrio, por otimização matemática, nas variáveis de decisão que caracterizam a programação de coleta.

E igual independência na programação horária: definida a alocação dos lotes, aplica-se o modelo de estoque mínimo individualmente para cada uma das linhas de pendura. Esta independência no carregamento das linhas inviabiliza a representação de condicionantes gerais, como por exemplo a utilização de frota.

O modelo apresentado na próxima seção, assim como o desta, parte de uma pré-alocação dos lotes às linhas, conforme resumo descrito na figura 2.2.4 e de acordo com a hipótese de independência de arbítrio nas variáveis de decisão da programação. A crítica a esta separação do problema original advém naturalmente: “A representação simultânea dos problemas de alocação às linhas e de determinação do horário de coleta não fornece maior flexibilidade na busca por soluções de estoque mínimo?”. A flexibilidade que advém de uma abordagem global é patente e ratifica o sentido desta questão. Entretanto, esta dúvida não é completamente dirimida (porque não é precisamente quantificada) neste trabalho. A argumentação pela resolução do problema de programação em etapas recorre ao conhecimento prático adquirido (e algo à intuição). Primeiramente porque nas plantas com mais de uma linha o critério de proximidade de peso (do lote à média da faixa de aceitação da linha), revela-se como o mais importante pois que possibilita maior rendimento de carcaça durante o processo de evisceração. De qualquer maneira, não há indicação de que esse critério provoque sistematicamente soluções de alocação que dificultem a busca por soluções de estoque mínimo, como na seção anterior, ou de factibilidade no uso da frota nesta. Finalmente, a modelagem torna-se por demais complexa; a grandeza hli_j abandona a condição de parâmetro, resultado da alocação na abordagem de independência de arbítrio, para a de termo variável, fazendo com que o modelo fique do tipo não-linear.

2.3 Modelo com Controle de Utilização de Frota

Conforme argumento detalhado na *Introdução*, a demanda por carga diária de trabalho por parte dos motoristas induz a uma redução do tamanho da frota. A escassez deste recurso é principalmente crítica nas plantas que não possuem plataformas de estocagem porque as cargas permanecem em espera para o abate sob os caminhões. O modelo apresentado nesta seção formaliza o controle de utilização de uma frota homogênea de caminhões para este caso.

A representação do uso da frota requer o controle dos ciclos de viagem necessários ao transporte de cada uma das cargas de aves. Convencionou-se neste modelo que o ciclo de um caminhão inicia com a lavagem (e documentação) e prossegue com a ida ao aviário, o carregamento das aves, a volta ao abatedouro, a espera para abate e finalmente a pendura da carga. A fig.2.3.1 mostrada a seguir representa graficamente esta convenção.

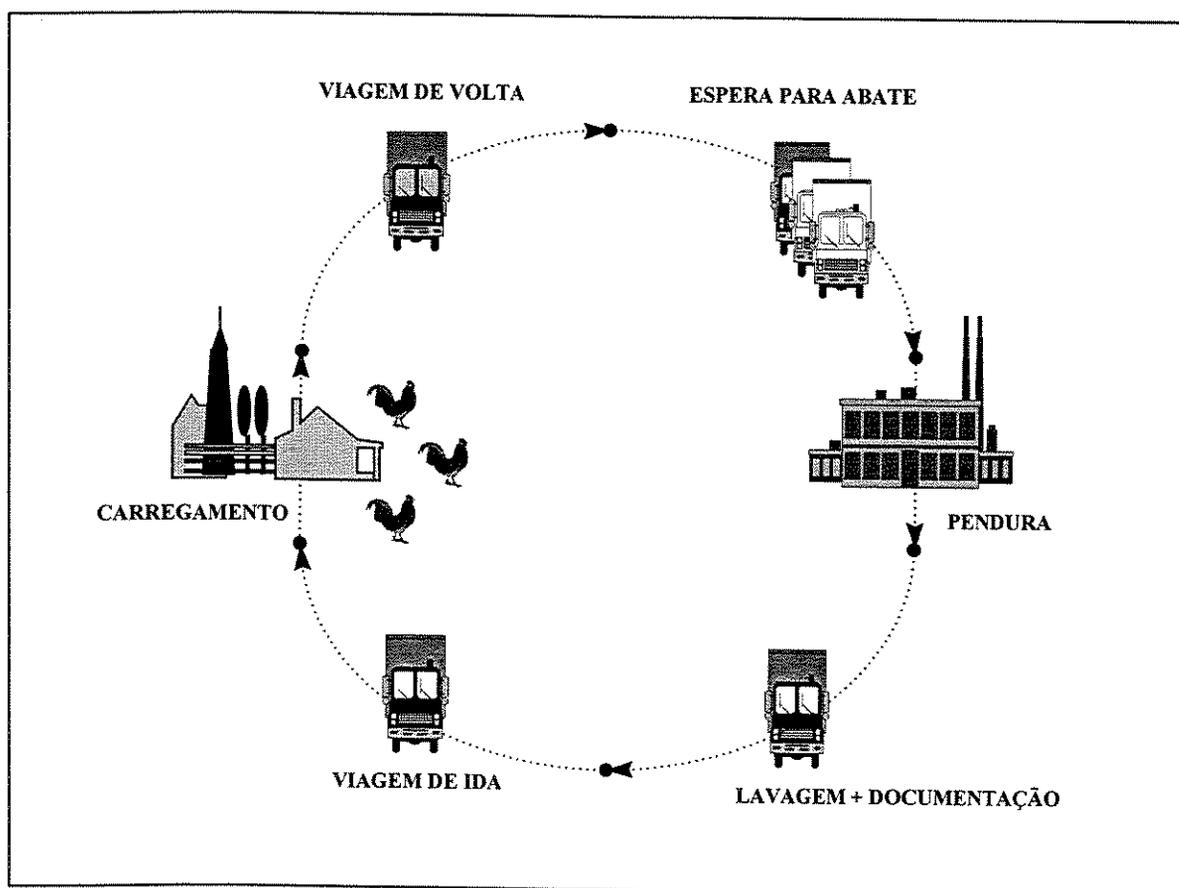


Figura 2.3.1: Representação gráfica do ciclo de um caminhão.

O início de carregamento da carga k_{n_l} ocorre, segundo a hipótese de coleta ininterrupta, $(ord(k_{n_l})-1).tc$ unidades de tempo após o início de coleta do lote. O horário de carregamento da carga estabelece o horário de início de ciclo do caminhão necessário para o seu transporte. De acordo com a convenção, o início de ciclo do caminhão está defasado $(tld+tp_{n_l})$ unidades de tempo do início de carregamento de sua respectiva carga. Portanto, o horário de coleta de um lote define os momentos de início dos ciclos dos caminhões que se encarregarão do transporte de suas aves, o que pode ser matematicamente representado na forma:

$$ciclo_ini_{k_{n_l},h} = \sum_{hi} x_{n_l,hi} \times hiniciclo_{k_{n_l},hi,h} (\nabla(k_{n_l}, h, l)) \quad (2.3.1)$$

A variável $ciclo_ini_{k_{n_l},h}$ é definida valer 1 em todos os períodos h posteriores ao período de início de ciclo da carga k_{n_l} e 0 nos períodos anteriores. Para que isto ocorra, o parâmetro $hiniciclo_{k_{n_l},hi,h}$ é definido assumir o valor unitário em todos os instantes h posteriores (inclusive este) ao início de ciclo da carga k_{n_l} se o respectivo lote n_l é coletado no instante hi . O algoritmo a seguir explicita seu cálculo:

$hiniciclo_{k_{n_l},hi,h} = 0$ Para todo n_l , Para todo k_{n_l} , Para todo hi , Para todo $h / h \geq chao \left(\left(\frac{\Delta hi}{\Delta h} \right) \times ord(hi) + \left(1 - \frac{\Delta hi}{\Delta h} \right) + \left\{ \frac{[ord(k_{n_l}) - 1] \times tc - tp_{n_l} - tld}{\Delta h} \right\} \right)$, $hiniciclo_{k_{n_l},hi,h} = 1$

Por força de sua definição (2.3.1), a variável $ciclo_ini$ assume os possíveis valores zero e um; a equação 2.2.1 bem como a definição de $x_{n_l,hi}$ da seção anterior são repetidas nesta. Por isto, $ciclo_ini$, não necessita de ser definida como do tipo binária, podendo ter como domínio o espectro de valores reais positivos.

A variável que representa o término do ciclo, $ciclo_fim_{k_n, h}$, é definida valer um em todos períodos h estritamente posteriores ao período de término de abate da carga k_n . De acordo com a convenção, o término do ciclo de um caminhão coincide com o término de abate da carga por ele transportada; seu controle requer, portanto, o controle da atividade de pendura.

A variável binária $ini_abat_{k_n, h}$ possibilita o controle da atividade de pendura e é definida valer um se a carga k_n começa a ser pendurada na linha l no instante h e zero caso isto não ocorra. A variável de controle de início de abate é relacionada a de término do ciclo (ou de abate) através da seguinte equação:

$$ciclo_fim_{k_n, h} = \sum_{h'} ini_abat_{k_n, h'} \times hfimab_{k_n, h', h} \quad (\nabla(k_n, h, l)) \quad (2.3.2)$$

O parâmetro $hfimab_{k_n, h', h}$ vale um para todos os instantes h posteriores ao término de abate da carga k_n , se esta tem sua pendura iniciada em h' . O algoritmo mostrado a seguir exhibe a forma de cálculo deste parâmetro.

$hfimab_{k_n, h', h} = 0$ Para todo nl , Para todo k_n , Para todo h' , Para todo $h / (\sum_{h'' \leq h} fluxabat_{h'', l} - \sum_{h'' \leq h'} fluxabat_{h'', l} > avescarga_{k_n})$, $hfimab_{k_n, h', h} = 1$

Assim como para $ciclo_ini$, a variável $ciclo_fim$ tem por domínio os valores reais positivos; devido à definição descrita em 2.3.2, só pode assumir os valores zero ou um.

A restrição que determina a utilização de uma frota estabelecida pode ser escrita através da inequação 2.3.3, mostrada a seguir.

$$\sum_{k,l} \text{ciclo_ini}_{k,l,h} - \text{ciclo_fim}_{k,l,h} \leq \text{tamfrota} \quad (\nabla h) \quad (2.3.3)$$

Nesta inequação o termo a esquerda estabelece o número de ciclos (ou caminhões) ativos no período h , o qual deve ser sempre inferior ao tamanho da frota tamfrota .

O controle de sequenciamento de pendura deve ser tal que em cada período de abate ($h \leq hli$) a linha de pendura l ocupa-se de uma, e não mais que uma, carga. Isto pode ser matematicamente representado pela seguinte equação:

$$\sum_{k,l} \text{pend_ini}_{k,l,h} - \text{ciclo_fim}_{k,l,h} = 1 \quad (\nabla(h,l) / h \leq hli) \quad (2.3.4)$$

Numa implementação prática deste modelo, a discretização Δh deve ser reduzida de tal maneira que qualquer uma das cargas “abasteça” sua respectiva linha de pendura por um número inteiro de períodos, consequência direta da condição estabelecida em 2.3.4. O parâmetro avescarga_{k_n} é produto das grandezas taxocup_{k_n} e numgaiolas . A taxa de ocupação das gaiolas é um número inteiro para as cargas de qualquer lote que não a última, a qual se encarrega do resto das aves existentes no aviário. Portanto, uma aproximação razoável para a precisão Δh é o período de tempo de abate de uma quantidade de aves equivalente a numgaiolas , com a necessária correção do número de aves da última carga em cada um dos lotes. De qualquer maneira, mesmo esta aproximação pode mostrar-se utópica. Para uma linha funcionando à velocidade de 5500 aves por hora e frota homogênea de 224 aves por gaiola a precisão Δh seria de 2,5 minutos.

A variável real positiva $\text{pend_ini}_{k_n,h}$ vale um para todos os períodos h posteriores (inclusive este) ao início de abate da carga k_n , e zero para os períodos anteriores. Esta definição é garantida pela seguinte equação:

$$\text{pend_ini}_{k,l,h} = \sum_{h'} \text{ini_abat}_{k,l,h'} \times \text{hiniab}_{k,l,h',h} \quad (\nabla(k_n, h, l) / h \leq hli) \quad (2.3.5)$$

O parâmetro $hiniab_{k_n, h', h}$ vale um para todos os instantes h posteriores ao início de abate da carga k_n , se esta tem sua pendura iniciada em h' . O algoritmo mostrado a seguir exhibe o cálculo deste parâmetro.

$hiniab_{k_n, h', h} = 0$
 Para todo nl ,
 Para todo k_n ,
 Para todo h' ,
 Para todo $h / h \geq h'$,
 $hiniab_{k_n, h', h} = 1$

O tempo de espera para abate de cada carga, $tesp_{k_n}$, é por definição, a diferença entre os instantes de chegada no abatedouro (ou término de viagem) e início de abate na linha:

$$tesp_{k_n} = \sum_h ini_abat_{k_n, h} \times ord(h) - \sum_{hi} x_{nl, hi} \times hfimv_{k_n, hi} (\nabla(k_n, l)) \quad (2.3.6)$$

O instante de chegada na planta, $hfimv_{k_n, hi^*}$, ou instante de entrada da carga na fila de pendura, ocorre $(tc+tp_n)$ unidades de tempo após o início de seu carregamento no aviário hi^* . O algoritmo a seguir explicita o cálculo do parâmetro $hfimv_{k_n, hi}$.

Para todo nl ,
 Para todo k_n ,
 Para todo hi ,
 Para todo $h / ord(h) = teto\left(\left(\frac{\Delta hi}{\Delta h}\right) \times ord(hi) + \left(1 - \frac{\Delta hi}{\Delta h}\right) + \left[\frac{ord(k_n) \times tc + tp_n}{\Delta h}\right]\right)$,
 $hfimv_{k_n, hi} = ord(h)$

Devido a definição em 2.3.6, a variável real positiva $tesp_{k_n}$ assumirá sempre um número inteiro de períodos de espera.

O controle do ciclo e da pendura das cargas é exemplificado na figura 2.3.2 mostrada a seguir.

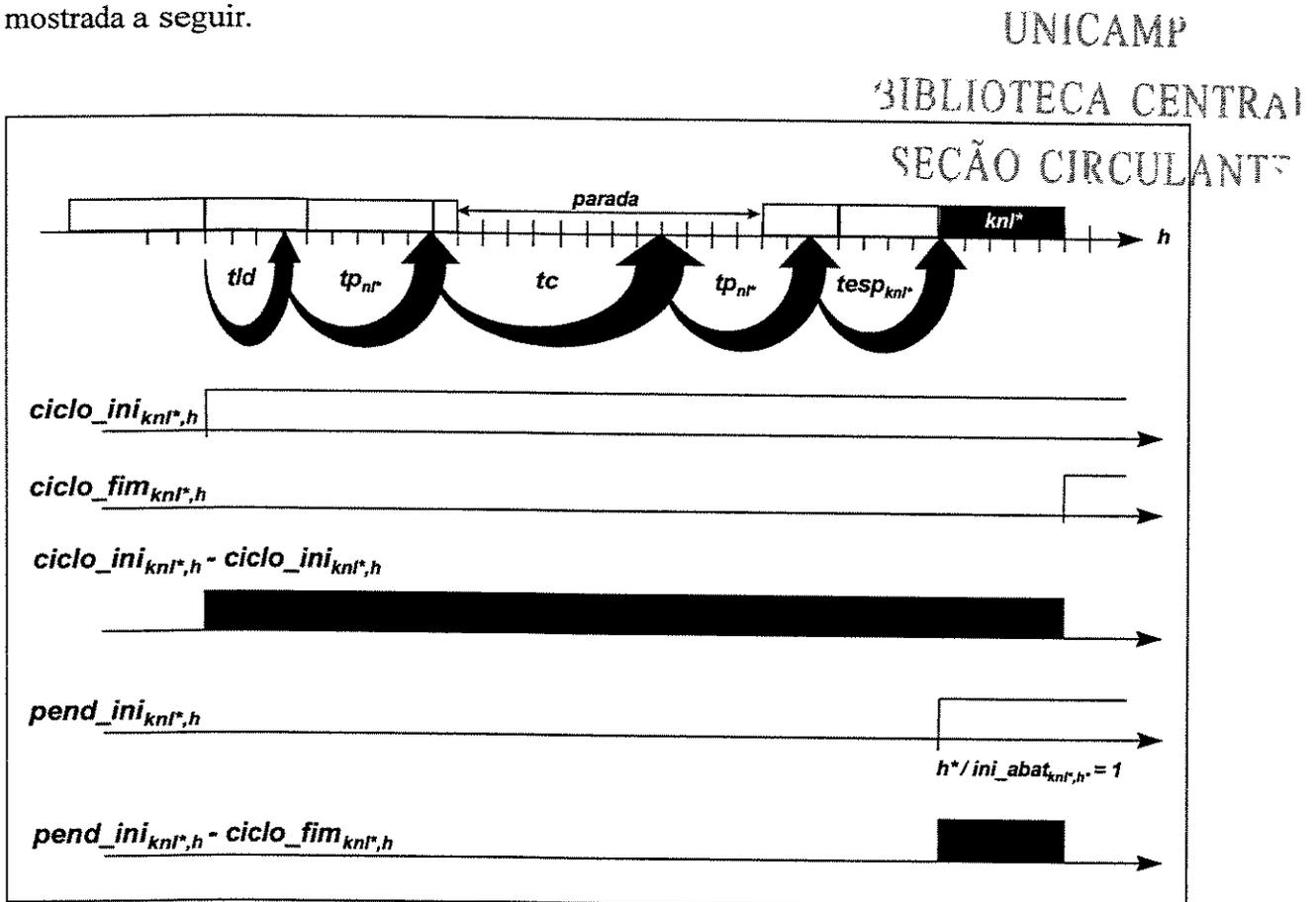


Figura 2.3.2: Esta figura exhibe o controle algébrico do ciclo e da pendura da carga $k_{n_l}^*$ no horizonte discretizado em h . A variável $ciclo_ini_{k_{n_l}^*,h}$ assume o valor unitário nos períodos posteriores ao início de ciclo (incluindo este). A variável $ciclo_fim_{k_{n_l}^*,h}$ vale um nos períodos posteriores ao de término de abate. Desta forma a diferença $(ciclo_ini_{k_{n_l}^*,h} - ciclo_fim_{k_{n_l}^*,h})$ vale um nos períodos h em que o ciclo estiver ativo (e um caminhão sendo utilizado). O instante inicial de abate h^* define os períodos $h \geq h^*$ para os quais a variável $pend_ini_{k_{n_l}^*,h}$ é um. O controle de pendura é feito pela diferença $(pend_ini_{k_{n_l}^*,h} - ciclo_fim_{k_{n_l}^*,h})$ que assume um nos períodos h posteriores ao início e inferiores ao término do abate de $k_{n_l}^*$.

A fim de garantir um tempo de espera mínimo para cada carga, define-se um limitante inferior à variável positiva $tesp_{k_{n_l}^*}$:

$$tesp_{k_{n_l}^*} \geq trespmin_{n_l} \quad (\forall (k_{n_l}, l)) \quad (2.3.7)$$

O estoque de aves é definido como o produto das grandezas tempo de espera e número de aves. A função objetivo pode portanto ser escrita da seguinte forma:

$$z = \sum_{knl} tresp_{knl} \times avescarga_{knl} \quad (2.3.8)$$

O modelo descrito nesta seção é condensado na figura 2.3.3 a seguir:

<p><i>Minimizar</i> $z = \sum_{knl} tresp_{knl} \times avescarga_{knl}$</p> <p><i>Sujeito a:</i></p> $\sum_{hi} x_{ni,hi} = 1 \quad (\nabla ni)$ $ciclo_ini_{knl,h} = \sum_{hi} x_{ni,hi} \times hiniciclo_{knl,hi,h} \quad (\nabla(knl, h, l))$ $ciclo_fim_{knl,h} = \sum_{h'} ini_abat_{knl,h'} \times hfimab_{knl,h',h} \quad (\nabla(knl, h, l))$ $\sum_{knl} ciclo_ini_{knl,h} - ciclo_fim_{knl,h} \leq tamfrota \quad (\nabla h)$ $\sum_{knl} pend_ini_{knl,h} - ciclo_fim_{knl,h} = 1 \quad (\nabla(h, l) / h \leq hli)$ $pend_ini_{knl,h} = \sum_{h'} ini_abat_{knl,h'} \times hiniab_{knl,h',h} \quad (\nabla(knl, h, l) / h \leq hli)$ $tresp_{knl} = \sum_h ini_abat_{knl,h} \times ord(h) - \sum_{hi} x_{ni,hi} \times hfimv_{knl,hi} \quad (\nabla(knl, l))$ $tresp_{knl} \geq trespmin_l \quad (\nabla(knl, l))$ <p>Binárias $x_{ni,hi}, ini_abat_{knl,h}$</p> <p>Positivas $ciclo_ini_{knl,h}, ciclo_fim_{knl,h}, pend_ini_{knl,h}, tresp_{knl}$</p>
--

Figura 2.3.3: Modelo com Controle de Utilização de Frota

A dificuldade de implementação do modelo com controle de utilização de frota é função direta das precisões Δhi e Δh . Conforme descrito na *Introdução* deste trabalho, a

experiência no uso dos simuladores mostra que soluções consistentes de coleta devem ser definidas com uma precisão mínima de até quarto de hora, ou seja $\Delta h = 15 \text{ min}$. Para uma coleção de 35 lotes o número de variáveis binárias $x_{n,hi}$ é da ordem de $2,5 \cdot 10^2$. A precisão Δh por sua vez, deve ser escolhida de forma não só a minimizar o erro de cálculo dos parâmetros $h_{inicialo_{k_n,hi,h}}$ e $h_{fimv_{k_n,hi}}$ mas principalmente para garantir a condição descrita em 2.3.4 que reza que cada linha ocupa-se de uma única carga em cada período de abate h . Para cada carga, segundo uma precisão Δh igual a 2,5 minutos num horizonte de 17 horas de abate, o número de possibilidades de início de pendura é 408. Num modelo em que fosse considerado um universo de 120 cargas o número de variáveis binárias $ini_abat_{k_n}$ seria da ordem de $5 \cdot 10^5$.

3. A Heurística

O procedimento heurístico desenvolvido neste trabalho propõe-se tão somente à garantia de uma solução de estoque (ou tempo de espera) mínimo para uma única linha de pendura. Foge-lhe ao escopo, portanto, a representação dos condicionantes relativos ao universo de linhas existentes, como por exemplo o de frota máxima disponível.

O problema objeto do procedimento heurístico reduz-se àquele definido na seção 2.2 do capítulo anterior para o qual o Modelo de Estoque Mínimo para uma Única Linha é proposto como método exato de solução: "Quando iniciar a coleta de cada um dos lotes n_l , alocados para abate na linha l , de forma a minimizar o tempo de espera das cargas de aves no pátio segundo um limitante inferior de segurança requerido?".

3.1 Notação

3.1.1 Notação de Conjuntos

L	Conjunto de linhas de abate l
N	Universo de lotes n a serem coletados no dia de abate
N_l	Sub-conjunto de N composto dos lotes n_l alocados para abate na linha l (a cardinalidade de N_l é o <i>total_lotes_l</i>)
K_{n_l}	Conjunto de cargas k_{n_l} do lote n_l alocado para abate na linha l (a cardinalidade de K_{n_l} é o <i>num_cargas_{n_l}</i>)
HI	Conjunto dos possíveis instantes (ou horários) iniciais de coleta hi
(Δhi)	Precisão na discretização do conjunto HI
H	Conjunto de períodos do horizonte diário de abate h
(Δh)	Precisão na discretização do conjunto H
S^k_l	k -ésima partição do conjunto N_l

3.1.2 Parâmetros Básicos

tc	tempo de carregamento (em minutos) de uma carga
tp_{n_l}	tempo de percurso de ida ou volta (em minutos) das cargas do lote n_l
$num_cargas_{n_l}$	número de cargas necessária à coleta do lote n_l
$avescarga_{k_{n_l}}$	número de aves da carga k do lote n_l
$velbase_l$	velocidade base de abate (em aves por hora) na linha l
$tespmin_l$	estoque de segurança (em aves) para a linha l
$fluxacum_{h,l}$	fluxo acumulado de abate até o fim do período h na linha l
$ord_lote_{n_l}$	ordem de chegada do lote n_l na linha l
$npart$	número de partições do conjunto N_l

3.1.3 Variáveis

hi_{n_l}	instante de início de coleta do lote n_l
$hcheg_{k_{n_l}}$	instante de chegada da carga k_{n_l} no abatedouro para abate na linha l
$tesp_{k_{n_l}}$	tempo de espera para abate das aves da carga k_{n_l} na linha l
$hpend_{k_{n_l}}$	instante de pendura da carga k_{n_l} na linha l
$ordem_{k_{n_l}}$	ordem de pendura da carga k_{n_l} na linha l
$tpend_{k_{n_l}}$	tempo ou duração de pendura da carga k_{n_l} na linha l

3.1.4 Funções

$\min_a\{f(a)\}$	é o mínimo valor da função ou parâmetro f para os possíveis elementos a
$\text{med}_a\{f(a)\}$	é a média dos valores da função ou parâmetro f para os possíveis elementos a
$\text{arred}\{arg\}$	é a função de arredondamento que retorna o inteiro não-nulo mais próximo do argumento real arg
$acha_carga(oc)$	retorna a carga k_{n_l} cuja ordem $ordem_{k_{n_l}}$ é igual a oc
$acha_lote(ol)$	retorna o lote n_l cuja ordem $ord_lote_{n_l}$ é igual a ol
$\text{durpend}(hini',carga',l')$	retorna o tempo de duração de pendura da $carga'$ pendurada em $hini'$ na linha l'

3.2 Fórmula de Cálculo do Instante de Coleta que Minimiza o Tempo de Permanência

O instante de início de coleta hi_{n_l} , do lote n_l , determina os instantes de chegada $hcheg_{k_{n_l}}$ das respectivas cargas k_{n_l} através da seguinte expressão:

$$hcheg_{k_{n_l}} = hi_{n_l} + ord(k_{n_l}) \times tc + tp_{n_l} (\nabla(k_{n_l}, l)) \quad (3.2.1)$$

O tempo de espera para abate $tesp_{k_{n_l}}$ é a diferença entre os instantes de pendura $hpend'_{k_{n_l}}$ e de chegada $hcheg_{k_{n_l}}$ da carga k_{n_l} :

$$tesp_{k_{n_l}} = hpend'_{k_{n_l}} - hcheg_{k_{n_l}} (\nabla(k_{n_l}, l)) \quad (3.2.2)$$

Substituindo a expressão para $hcheg_{k_{n_l}}$ em 3.2.1 na equação 3.2.2 obtém-se:

$$tesp_{k_{n_l}} = hpend'_{k_{n_l}} - (hi_{n_l} + ord(k_{n_l}) \times tc + tp_{n_l}) (\nabla(k_{n_l}, l)) \quad (3.2.3)$$

O tempo de espera mínimo para as cargas, $tespmin_l$, é o limitante inferior da variável $tesp_{k_{n_l}}$:

$$tesp_{k_{n_l}} \geq tespmin_l (\nabla(k_{n_l}, l)) \quad (3.2.4)$$

Substituindo a expressão para $tesp_{k_{n_l}}$ em 3.2.3 na inequação 3.2.4 obtém-se:

$$hpend'_{k_{n_l}} - (hi_{n_l} + ord(k_{n_l}) \times tc + tp_{n_l}) \geq tespmin_l (\nabla(k_{n_l}, l)) \quad (3.2.5)$$

Isolando a variável hi_{n_l} na inequação acima obtém-se:

UNICAMP
BIBLIOTECA CENTRAL
SEÇÃO CIRCULANTE

$$hi_m \leq (hpend'_{k_m} - ord(k_m) \times tc) - tp_m - trespmin_l (\nabla(k_m, l)) \quad (3.2.6)$$

Segundo a inequação 3.2.6, cada carga k_{n_l} estabelece um limitante superior para a variável hi_{n_l} . Entretanto, a inequação 3.2.6 pode ser reescrita da seguinte forma:

$$hi_m \leq \min_{k_m} \{ hpend'_{k_m} - ord(k_m) \times tc \} - tp_m - trespmin_l (\nabla(n_l, l)) \quad (3.2.7)$$

A inequação 3.2.7 define um único limitante superior para a variável hi_{n_l} , qual seja, o menor dos estabelecidos para as várias cargas de n_l em 3.2.6.

A solução de estoque mínimo é obtida fazendo-se o início de coleta do lote n_l o maior possível, ou seja:

$$hi^*_m = \min_{k_m} \{ hpend'_{k_m} - ord(k_m) \times tc \} - tp_m - trespmin_l (\nabla(n_l, l)) \quad (3.2.8)$$

Finalmente, a equação 3.2.8 estabelece a fórmula de cálculo do instante inicial de coleta $hi^*_{n_l}$ que minimiza o tempo de espera das cargas k_{n_l} arbitrariamente penduradas em $hpend'_{k_{n_l}}$, segundo um mínimo $trespmin_l$. Este resultado possibilita a obtenção de soluções ótimas de coleta para soluções de pendura $hpend'_{k_{n_l}}$ previamente arbitrados porque atrasa o início de coleta dos lotes até a situação limite de “não-ociosidade” – ou, rigorosamente, até o tempo de espera de segurança mínimo. Todavia, dentre as numerosas possibilidades, é necessário determinar antecipadamente uma atribuição em $hpend'_{k_{n_l}}$ (ou um escalonamento de pendura) que resulte numa boa solução de coleta. Para isto é desenvolvido, como parte do procedimento heurístico, um algoritmo de geração de escalonamento de pendura. Este algoritmo é descrito nas próximas seções deste capítulo.

Definido o instante inicial de coleta $hi^*_{n_l}$ é possível calcular o instante de chegada das cargas bem como o tempo de espera no pátio:

$$hcheg_{k_{nl}}^* = \min_{k_{nl}} \{ hpend'_{k_{nl}} - ord(k_m) \times tc \} + ord(k_m) \times tc - trespmin_{(\nabla(k_m, l))} \quad (3.2.9)$$

$$tesp_{k_{nl}}^* = hpend'_{k_{nl}} - hcheg_{k_{nl}}^* (\nabla(k_m, l)) \quad (3.2.10)$$

Vale observar que $hcheg_{k_{n_i}}^*$, e portanto $tesp_{k_{n_i}}^*$, independem de tp_{n_i} , ou seja, o tempo de percurso do lote, igual para todas as cargas, não tem influência no nível de estoque.

É importante notar também que $tesp_{k_{n_i}}^*$ só pode ser calculado através da equação 3.2.10 se considerar-se que as cargas são penduradas no horário arbitrado inicialmente $hpend'_{k_{n_i}}$. Todavia, a solução $hi_{n_i}^*$ pode definir um ordenamento de chegada das cargas que, segundo a regra FIFO, pode provocar um sequenciamento de pendura diferente daquele originalmente arbitrado para o cálculo de $hpend'_{k_{n_i}}$.

3.3 Casos Ideais

Nesta seção a fórmula de cálculo do instante inicial de coleta (eq.3.2.8) é aplicada em alguns exemplos hipotéticos de coleta. Através destes casos pretende-se despertar no leitor o conceito de fator natural de sequenciamento fns_l .

3.3.1 Sequenciando as cargas de um único lote

Seja nl o lote objeto desta análise. Tal lote é composto de 5 cargas k_{nl} que consomem 2 unidades de tempo no carregamento e 3 unidades de tempo na viagem de volta ao abatedouro. As cargas são sequenciadas numa linha à velocidade constante cujo início de funcionamento ocorre no instante $t_0 = 0$. Além disso, possuem todas um mesmo tamanho (igual número de aves) o qual consome uma unidade de tempo para pendura na linha em questão. O problema de programação de coleta neste exemplo é o seguinte: “Em que instante nl deve ter sua coleta iniciada de forma que o tempo de espera das aves no pátio seja o menor possível (o tempo mínimo de segurança é assumido ser nulo) ?”.

Supondo que as cargas são abatidas na mesma ordem em que são coletadas verifica-se que a condição de não-ociosidade na linha é garantida iniciando-se a pendura da primeira carga em t_0 , ou seja, $hpend'_{k=1_{nl}} = 0$. Além disso, cada uma das cargas seguintes deve ser pendurada logo após sua imediata anterior: $hpend'_{k_{nl}} = hpend'_{k-1_{nl}} + 1$ para $k \geq 2$.

Para que a pendura da primeira carga ocorra em $hpend'_{k=1_{nl}} = 0$ é necessário que sua coleta seja iniciada no mínimo 5 unidades de tempo antes (2 unidades para o carregamento e 3 para a viagem). A segunda carga, por sua vez, necessita de ter sua coleta iniciada pelo menos iguais 5 unidades de tempo anteriores ao seu início de pendura $hpend'_{k=2_{nl}} = 1$. Entretanto, para que a segunda carga seja coletada em $t=4$, a primeira deve ser previamente carregada em $t=6$. Considerando então a terceira carga verifica-se que $hpend'_{k=3_{nl}} = 2$ só é possível de ocorrer se o lote tem sua coleta iniciada no máximo em $t=7$ (6 unidades de tempo para o carregamento das três primeiras cargas mais 3 unidades para a viagem delas). Repetindo o argumento para a quarta e a quinta cargas conclui-se que o lote deve ser coletado no máximo em $t=8$ e $t=9$ respectivamente. Generalizando: para que a pendura de cada carga k_{nl} possa ocorrer em $hpend'_{k_{nl}}$ é

necessário de se considerar o tempo de carregamento acumulado de todas suas cargas anteriores. Verifica-se que no exemplo em questão $t=-9$ é o horário de coleta mais tardio possível que garante a condição de não-ociosidade da linha até o término de abate da quinta carga e por conseguinte o menor tempo de permanência para as cargas. Diz-se então que a quinta carga é crítica pois que determina o horário de coleta do lote. A tabela a seguir exhibe o procedimento de cálculo para o exemplo em questão.

k_{n1}	$hpend'_{k_{n1}}$	$ord(k_{n1}).tc$	tp_{n1}	$hpend'_{k_{n1}} - ord(k_{n1}).tc - tp_{n1}$	$hcheg^*_{k_{n1}}$	$tesp^*_{k_{n1}}$
1_{n1}	0	2	3	-5	-4	4
1_{n1}	1	4	3	-6	-2	3
3_{n1}	2	6	3	-7	0	2
4_{n1}	3	8	3	-8	2	1
5_{n1}	4	10	3	-9	4	0

Tabela 3.3.1.1: Procedimento de cálculo do horário inicial de coleta para um único lote cujas cargas consomem duas unidades de tempo no carregamento e uma unidade de tempo na pendura.

Na tabela acima, os valores nas colunas $hcheg^*_{k_{n1}}$ e $tesp^*_{k_{n1}}$ são calculados a partir da solução $hi^*_{n1} = -9$. Deve-se notar que, para a carga crítica, o tempo de espera é nulo, ou seja, $tesp^*_{k=5_{n1}} = 0$. Neste exemplo, o tempo de espera decresce linearmente com a ordem de coleta da carga.

Vale observar ainda neste exemplo que a igualdade $hpend^*_{k_{n1}} = hpend'_{k_{n1}}$ é garantida sequenciando-se a pendura das cargas de acordo com a ordem de suas chegadas, ou seja, pela regra FIFO.

A aplicação da fórmula para estoque mínimo conduz a mesma solução $hi^*_{n1} = -9$:

$$hi^*_{n1} = hpend'_{k=5_{n1}} - ord(k=5_{n1}) \times tc - tp_{n1} - tespmin \Rightarrow$$

$$hi^*_{n1} = 4 - 5 \times 2 - 3 - 0 = -9$$

A evolução temporal do estoque, segundo a solução $hi^*_{n1} = -9$ pode ser visualizada na figura 3.3.3.1 mostrada a seguir.

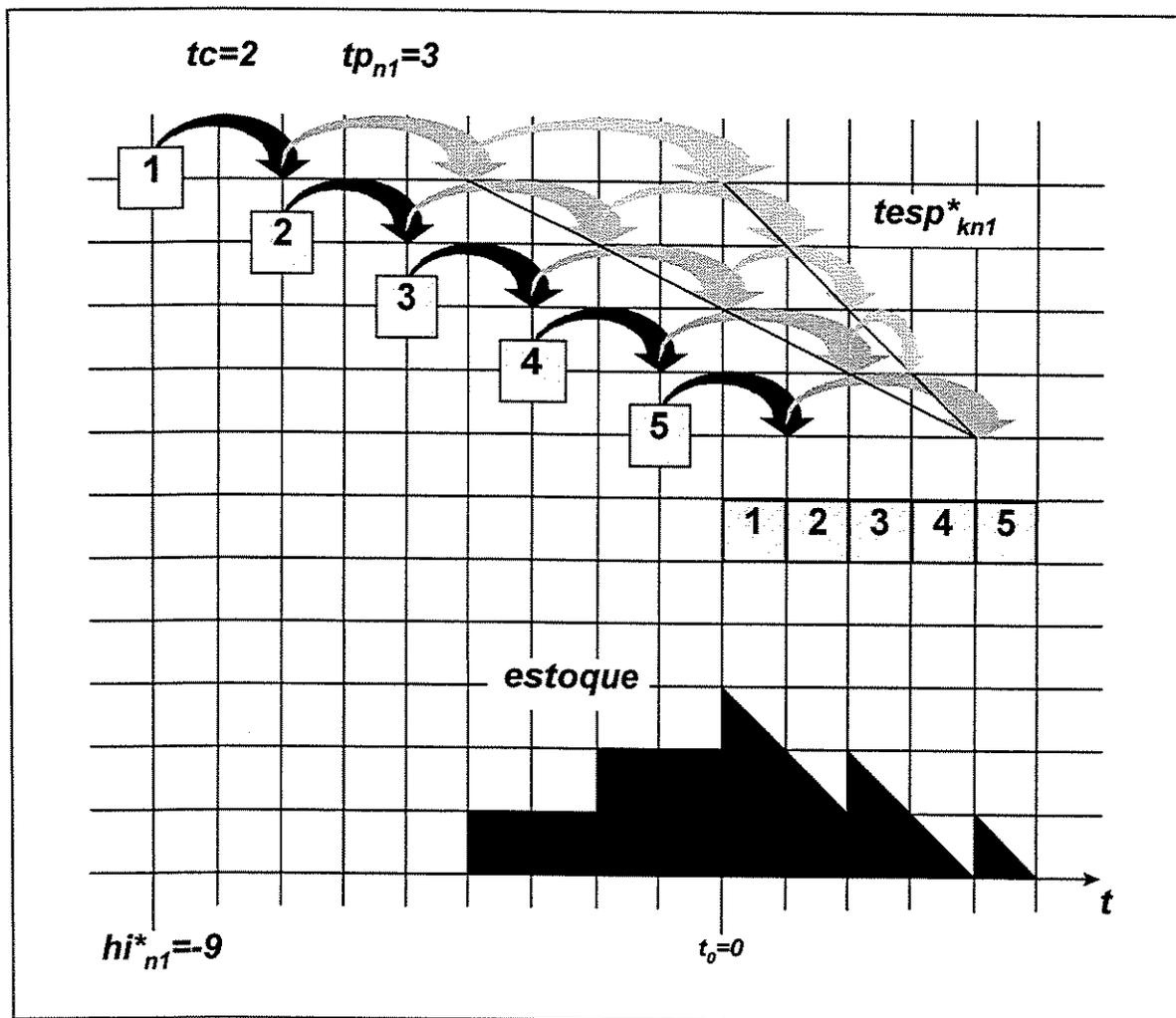


Figura 3.3.1.1: Evolução temporal do estoque de aves de um único lote cujas cargas consomem duas unidades de tempo no carregamento e uma unidade de tempo na pendura.

3.3.2 Alternando as cargas de dois lotes

Sejam $n1$ e $n2$ lotes objetos deste estudo. Cada um é composto de 4 cargas. O carregamento de qualquer das cargas (de qualquer dos lotes) é realizado em 2 unidades de tempo. O lote $n1$ dista da planta o equivalente a 3 unidades de tempo; o lote $n2$, uma única unidade. As cargas são abatidas numa linha à velocidade constante cujo início de funcionamento ocorre no instante $t_0 = 0$. O tempo para pendura de qualquer carga é de uma

unidade de tempo. O problema de programação de coleta neste exemplo é o seguinte: “Em que instantes os lotes $n1$ e $n2$ devem ser coletadas para que o tempo de espera das aves no pátio seja o menor possível (o tempo mínimo de segurança é assumido ser nulo) ?”.

O uso da fórmula para tempo de espera mínimo deve ser precedido pela atribuição arbitrária de valores em $hpend'_{k_{n_i}}$, ou implicitamente na ordem de pendura das cargas dos lotes $n1$ e $n2$. Existem $8!$ possibilidades de sequenciamento para o conjunto de cargas em questão, das quais apenas 8 são possíveis de serem obtidas através da regra FIFO:

1	1_{n1}	2_{n1}	3_{n1}	4_{n1}	1_{n2}	2_{n2}	3_{n2}	4_{n2}
2	1_{n1}	2_{n1}	3_{n1}	1_{n2}	4_{n1}	2_{n2}	3_{n2}	4_{n2}
3	1_{n1}	2_{n1}	1_{n2}	3_{n1}	2_{n2}	4_{n1}	3_{n2}	4_{n2}
4	1_{n1}	1_{n2}	2_{n1}	2_{n2}	3_{n1}	3_{n2}	4_{n1}	4_{n2}
5	1_{n2}	1_{n1}	2_{n2}	2_{n1}	3_{n2}	3_{n1}	4_{n2}	4_{n1}
6	1_{n2}	2_{n2}	1_{n1}	3_{n2}	2_{n1}	4_{n2}	3_{n1}	4_{n1}
7	1_{n2}	2_{n2}	3_{n2}	1_{n1}	4_{n2}	2_{n1}	3_{n1}	4_{n1}
8	1_{n2}	2_{n2}	3_{n2}	4_{n2}	1_{n1}	2_{n1}	3_{n1}	4_{n1}

Figura 3.3.2.1: Alternativas de sequenciamento das cargas dos lotes n_1 e n_2 segundo a regra FIFO.

Cada uma das alternativas representadas acima gera uma solução $\{hi^*_{n1}, hi^*_{n2}\}$, e eventualmente, um tempo de espera, diferentes. Um ordenamento de pendura que atrasa a coleta dos lotes ao máximo é o de número 4 da fig 3.3.2.1 (o outro, simétrico, é o número 5), na qual observa-se que as cargas de $n1$ e $n2$ são alternadas uma a uma. Para este ordenamento, a condição de não-ociosidade é garantida iniciando-se a pendura da primeira carga em t_0 , ou seja, $hpend'_{k=1_{n1}} = 0$. Além disso, cada uma das cargas seguintes deve ser pendurada logo após sua imediata anterior: $hpend'_{k_{n1}} = hpend'_{k-1_{n1}} + 2$ (para $k \geq 2$), e $hpend'_{k_{n2}} = hpend'_{k_{n1}} + 1$ (para todo k).

A tabela que encerra o procedimento de cálculo dos horários de coleta máximos para a alternativa de ordenamento número 5 é exibida a seguir:

k_n	$hpend'_{k_n}$	$ord(k_n).tc$	tp_n	$hpend'_{k_n} - ord(k_n).tc - tp_n$	$hcheg^*_{k_n}$	$tesp^*_{k_n}$
1 n1	0	2	3	-5	0	0
1 n2	1	2	1	-2	1	0
2 n1	2	4	3	-5	2	0
2 n2	3	4	1	-2	3	0
3 n1	4	6	3	-5	4	0
3 n2	5	6	1	-2	5	0
4 n1	6	8	3	-5	6	0
4 n2	7	8	1	-2	7	0

Tabela 3.3.2.1: Procedimento de cálculo dos horários iniciais de coleta de dois lotes cujas cargas são penduradas alternadamente. Cada uma das cargas consome duas unidades de tempo no carregamento e uma unidade de tempo na pendura.

Observa-se que o resultado obtido no campo $hpend'_{k_n} - ord(k_n).tc - tp_n$ é o mesmo para qualquer carga de cada um dos lotes: -5 para as de $n1$ e -2 para as de $n2$. Isto quer significar que há uma sincronicidade perfeita entre os fluxos de chegada e pendura que garante uma solução de tempo de espera nulo: $tesp^*_{k_n} = 0$. Deve-se notar ainda que a hipótese $hpend^*_{k_n} = hpend'_{k_n}$ é plenamente válida pois que $hpend'_{k_n}$ foi gerado para uma alternativa de sequenciamento que respeita a regra FIFO.

O acoplamento perfeito dos fluxos neste exemplo ocorre pela adoção de uma política de sequenciamento, qual seja a de alternamento, que explora a característica de que cada carga consome duas unidades de tempo no carregamento e uma na pendura. Pelo alternamento estabelece-se, para duas cargas consecutivas de um mesmo lote, um atraso na pendura igual ao atraso na chegada na planta (definido pelo tempo de carregamento). Desta forma é possível atrasar a coleta de cada lote ao máximo. Neste exemplo hipotético diz-se que para lote, qualquer uma de suas cargas é igualmente crítica na definição de seu horário da coleta.

A evolução temporal do estoque, segundo a solução $\{hi^*_{n1}, hi^*_{n2}\} = \{-5, -2\}$, pode ser visualizada na figura 3.3.2.2 mostrada a seguir.

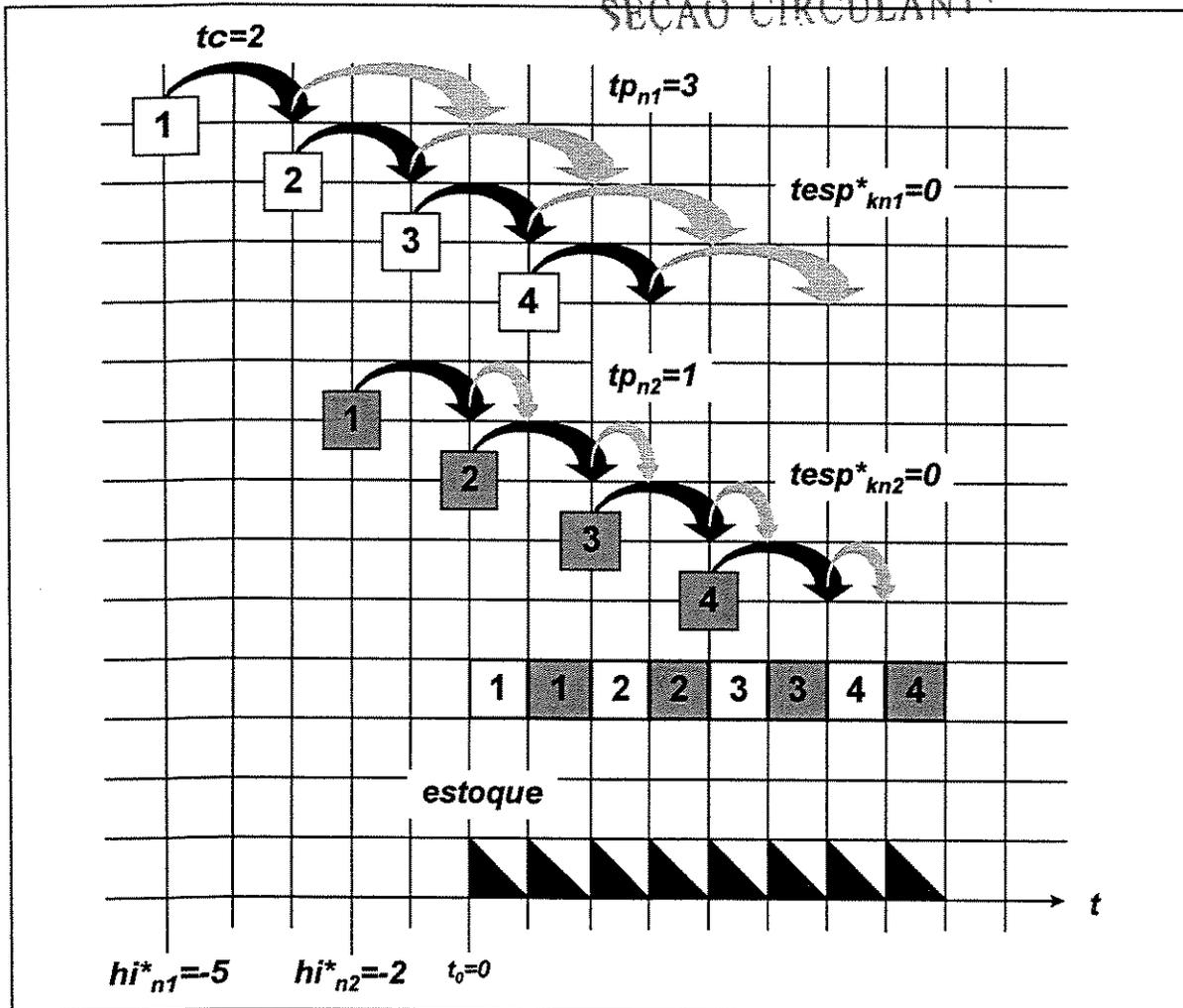


Figura 3.3.2.2: Evolução temporal do estoque de aves de dois lotes cujas cargas são penduradas alternadamente. Cada uma das cargas consome duas unidades de tempo no carregamento e uma unidade de tempo na pendura.

3.3.3 Alternando as cargas de três lotes

Neste caso é incorporado um terceiro lote n_3 ao conjunto $\{n_1, n_2\}$ do exemplo anterior. Cada um dos lotes possui 3 cargas que são sequenciadas para pendura segundo o alternamento FIFO $\{1_{n1}, 1_{n2}, 1_{n3}, 2_{n1}, 2_{n2}, 2_{n3}, 3_{n1}, 3_{n2}, 3_{n3}\}$. A tabela com o procedimento de cálculo dos horários de coleta máximos para a opção de alternamento em questão é exibida mostrada a seguir:

k_n	$h_{pend}^*_{k_n}$	$ord(k_n).tc$	tp_n	$h_{pend}^*_{k_n} - ord(k_n).tc - tp_n$	$h_{cheg}^*_{k_n}$	$tesp^*_{k_n}$
1 n1	0	2	3	-5	0	0
1 n2	1	2	1	-2	1	0
1 n3	2	2	2	-2	2	0
2 n1	3	4	3	-4	2	1
2 n2	4	4	1	-1	3	1
2 n3	5	4	2	-1	4	1
3 n1	6	6	3	-3	4	2
3 n2	7	6	1	0	5	2
3 n3	8	6	2	0	6	2

Tabela 3.3.3.1: Procedimento de cálculo dos horários iniciais de coleta de três lotes cujas cargas são penduradas alternadamente. Cada uma das cargas consome duas unidades de tempo no carregamento e uma unidade de tempo na pendura.

Neste exercício, o atraso na pendura para duas cargas consecutivas de um mesmo lote, gerado pelo sequenciamento adotado, é de 3 unidades de tempo, ou seja, uma unidade de tempo maior do que o tempo de carregamento. Tal política provoca portanto, um dessincronismo dos fluxos de chegada e abate, a exemplo do mostrado na seção 3.3.1. A solução para tempo de espera mínimo $\{hi^*_{n1}, hi^*_{n2}, hi^*_{n3}\} = \{-5, -2, -2\}$ é tal que faz com que as primeiras cargas de cada lote, ditas então críticas, sejam abatidas imediatamente após sua chegada, enquanto que as cargas posteriores têm tempo de espera crescente e função de sua ordem de coleta: no exemplo da seção 3.3.1, o dessincronismo é tal que o tempo de espera decresce linearmente com a ordem.

A evolução temporal do estoque, para a solução $\{hi^*_{n1}, hi^*_{n2}, hi^*_{n3}\} = \{-5, -2, -2\}$, pode ser visualizada na figura 3.3.3.1 mostrada a seguir.

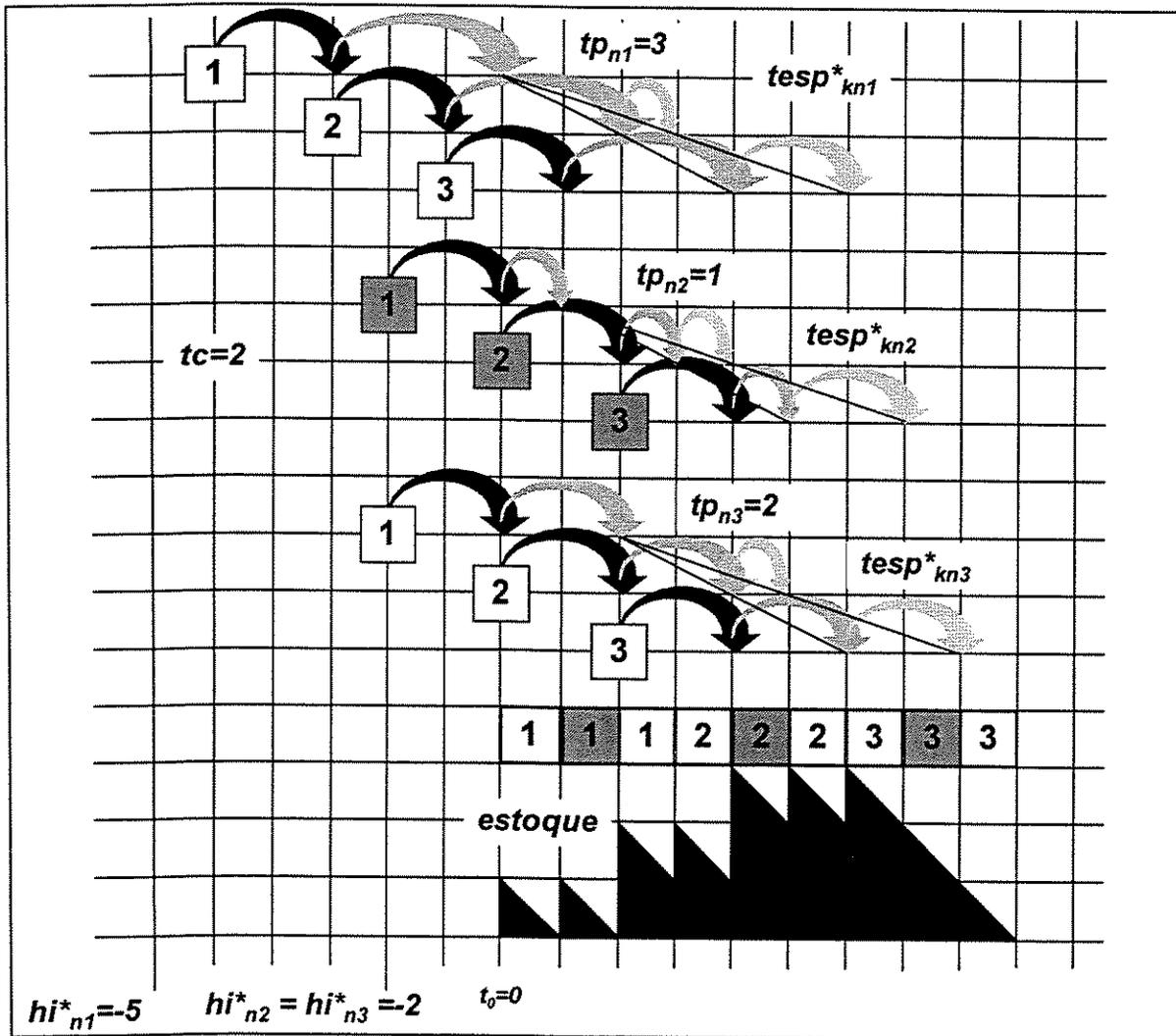


Figura 3.3.3.1: Evolução temporal do estoque de aves de três lotes cujas cargas são penduradas alternadamente. Cada uma das cargas consome duas unidades de tempo no carregamento e uma unidade de tempo na pendura.

3.4 O Fator Natural de Sequenciamento e sua Fórmula de Cálculo

Conforme observa-se nos casos ideais anteriormente exibidos, o uso da fórmula para tempo de espera mínimo deve ser precedido por uma atribuição arbitrária de valores em $hpend'_{k_{n_l}}$, ou implicitamente, por um ordenamento das cargas dos lotes objetos da programação. O ordenamento é portanto fator condicionante da solução que será obtida pela aplicação da fórmula. Generalizando, a solução $hi^*_{n_l}$ é localmente ótima para a política de sequenciamento traduzida na atribuição $hpend'_{k_{n_l}}$. A busca pelo ordenamento ótimo exige um esforço de duração não-polinomial, haja vista o número de alternativas de ordenamento.

A heurística desenvolvida neste trabalho gera ordenamentos que, senão ótimos, possibilitam soluções de estoque razoavelmente reduzidos. Um elemento importante à geração destes ordenamentos é o fator natural de sequenciamento fns_l .

O fator natural de sequenciamento é uma grandeza adimensional definida sob o espectro de valores inteiros positivos não-nulos. É calculado pela seguinte fórmula:

$$fns_l = arred\left(\frac{tc}{med_{k_{n_l}}\{tpend_{k_{n_l}}\}}\right) \quad (3.4.1)$$

O fator fns_l é definido ser o valor da função de arredondamento $arred()$ para um argumento igual a razão das grandezas tc , ou tempo de carregamento, e $med_{k_{n_l}}\{tpend_{k_{n_l}}\}$, ou média dos tempos de pendura das cargas k_{n_l} cujos lotes n_l são alocados na linha l .

Para um lote n'_l , a razão $tc/med_{k_{n'_l}}\{tpend_{k_{n'_l}}\}$ estabelece uma medida média do dessincronismo dos fluxos de chegada e abate, para suas várias cargas $k_{n'_l}$, quando estas são ordenadas para pendura sequencialmente, ou seja, de acordo com a opção *Sequenciando as cargas de um único lote* da seção 3.3.1. Por outro lado, essa razão pode ser observada como um fator de ajustamento do fluxo de abate, dado que o de chegada é rigidamente definido por tc . Desafortunadamente, a diferença entre os instantes de pendura de duas cargas consecutivas, $[hpend'_{k+1_{n'_l}} - hpend_{k_{n'_l}}]$, não pode ser arbitrariamente definida ser tc , pois isto contradiz a condição de não-ociosidade. Entretanto, tal diferença pode ser reduzida

introduzindo-se cargas de outros lotes entre $k_{n'_l}$ e $k+1_{n'_l}$. Idealmente, o número de cargas introduzidas necessitaria de ser $tc/med_{k_{n'_l}}\{tpend_{k_{n'_l}}\}-1$, que é um número real. Por isto o possível, e melhor, número de inclusões, é $fns_l - 1$.

Em todos os casos ideais tratados anteriormente o fator fns_l assume o valor 2. Não por acaso, a melhor política de ordenamento é a descrita na seção *Alternando as cargas de dois lotes*. Quando introduz-se uma carga de $n2$ entre duas consecutivas de $n1$, as diferenças $[hpend'_{k+1_{n1}} - hpend_{k_{n1}}]$ e $[hpend'_{k+1_{n2}} - hpend_{k_{n2}}]$ são perfeitamente ajustadas para $tc=2$. No caso *Alternando as cargas de três lotes* o número de cargas introduzidas entre qualquer par consecutivo de cargas de qualquer dos lotes é 2, o que justifica a formação indesejada de estoque. No caso *Sequenciando as cargas de um único lote* o estoque afasta-se do ideal pois que não há outros lotes cujas cargas possam ser inseridas entre qualquer par de cargas consecutivas de $n1_l$.

A função $tpend_{k_{n_l}}$ é calculada da seguinte forma:

$$tpend_{k_{n_l}} = \frac{60 \times avescarga_{k_{n_l}}}{velbase_l} \quad (3.4.2)$$

Substituindo-se o valor de $tpend_{k_{n_l}}$ na fórmula 3.4.1 obtém-se:

$$fns_l = arred \left(\frac{tc \times velbase_l}{60 \times med_{k_{n_l}} \{avescarga_{k_{n_l}}\}} \right) \quad (3.4.3)$$

O nível de estoque é função do erro absoluto na aproximação estabelecida pela função de arredondamento, bem como pela variabilidade do parâmetro $avescarga_{k_{n_l}}$ segundo o universo de cargas a serem abatidas na linha l .

As tabelas e figuras exibidas a seguir exemplificam a inexorável formação de estoque nos casos em que, sendo $fns=arred(2,5)$, dois e três lotes, respectivamente, têm suas cargas alternadamente penduradas.

k_n	$hpend'_{k_n}$	$ord(k_n).tc$	tp_n	$hpend'_{k_n} - ord(k_n).tc - tp_n$	$hcheg^*_{k_n}$	$tesp^*_{k_n}$
1 n1	0	2,5	3	-5,5	-1,5	1,5
1 n2	1	2,5	1	-2,5	-0,5	1,5
2 n1	2	5	3	-6	1	1
2 n2	3	5	1	-3	2	1
3 n1	4	7,5	3	-6,5	3,5	0,5
3 n2	5	7,5	1	-3,5	4,5	0,5
4 n1	6	10	3	-7	6	0
4 n2	7	10	1	-4	7	0

Tabela 3.4.1: Procedimento de cálculo dos horários iniciais de coleta de dois lotes cujas cargas são penduradas alternadamente. Cada uma das cargas consome 2,5 unidades de tempo no carregamento e uma unidade de tempo na pendura. A sol. ótima é $\{hi^*_{n1}, hi^*_{n2}\} = \{-7, -4\}$.

k_n	$hpend'_{k_n}$	$ord(k_n).tc$	tp_n	$hpend'_{k_n} - ord(k_n).tc - tp_n$	$hcheg^*_{k_n}$	$tesp^*_{k_n}$
1 n1	0	2,5	3	-5,5	0	0
1 n2	1	2,5	1	-2,5	1	0
1 n3	2	2,5	2	-2,5	2	0
2 n1	3	5	3	-5	2,5	0,5
2 n2	4	5	1	-2	3,5	0,5
2 n3	5	5	2	-2	4,5	0,5
3 n1	6	7,5	3	-4,5	5	1
3 n2	7	7,5	1	-1,5	6	1
3 n3	8	7,5	2	-1,5	7	1

Tabela 3.4.2: Procedimento de cálculo dos horários iniciais de coleta de três lotes cujas cargas são penduradas alternadamente. Cada uma das cargas consome 2,5 unidades de tempo no carregamento e uma unidade de tempo na pendura. A sol. ótima é $\{hi^*_{n1}, hi^*_{n2}, hi^*_{n3}\} = \{-5,5, -2,5, 2,5\}$.

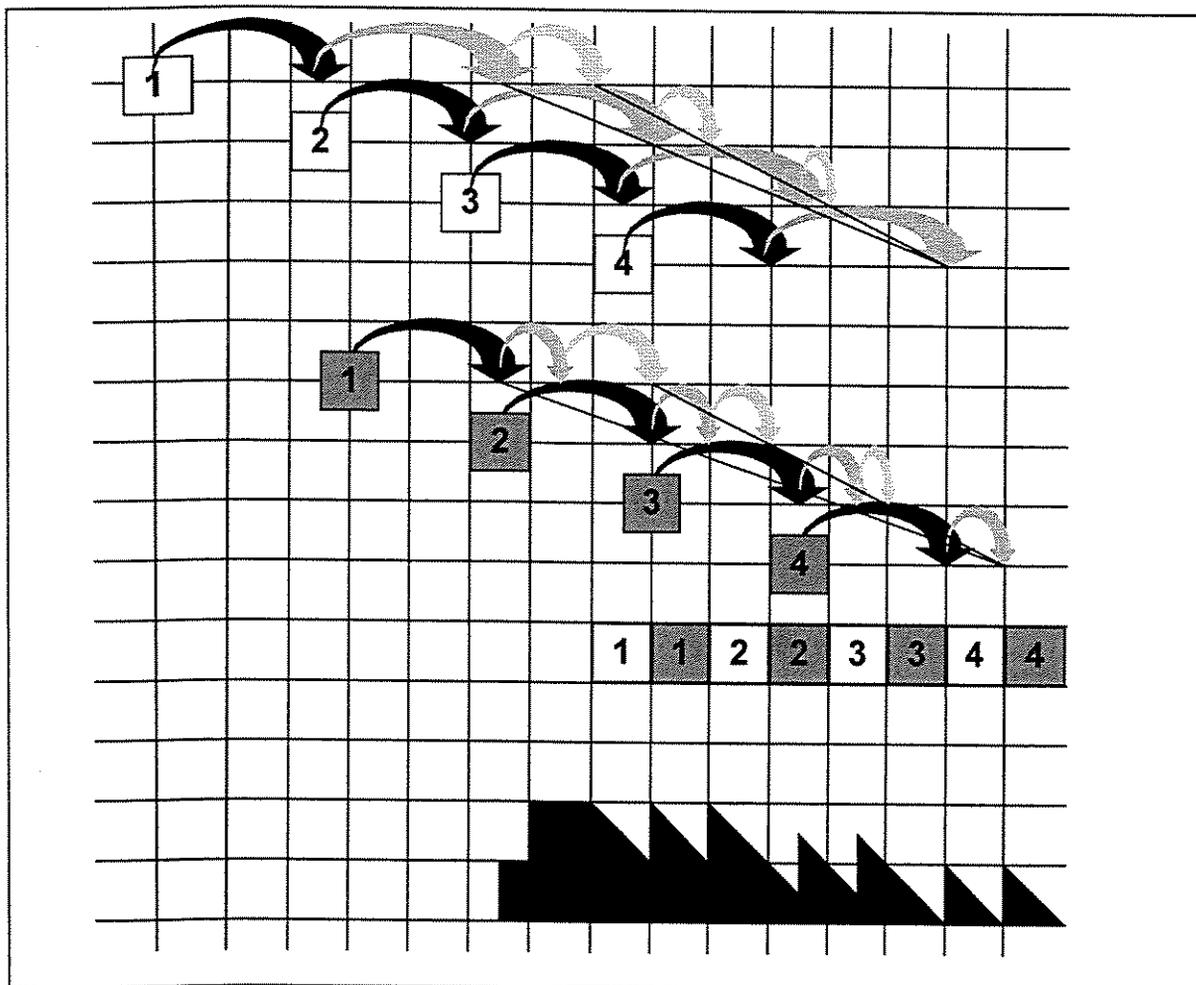


Figura 3.4.1: Evolução temporal do estoque de aves de dois lotes cujas cargas são alternadas em pendura. O tempo de carregamento das cargas é de 2,5 unidades e o de pendura uma unidade. A solução ótima é $\{hi^*_{n1}, hi^*_{n2}\} = \{-7, -4\}$.

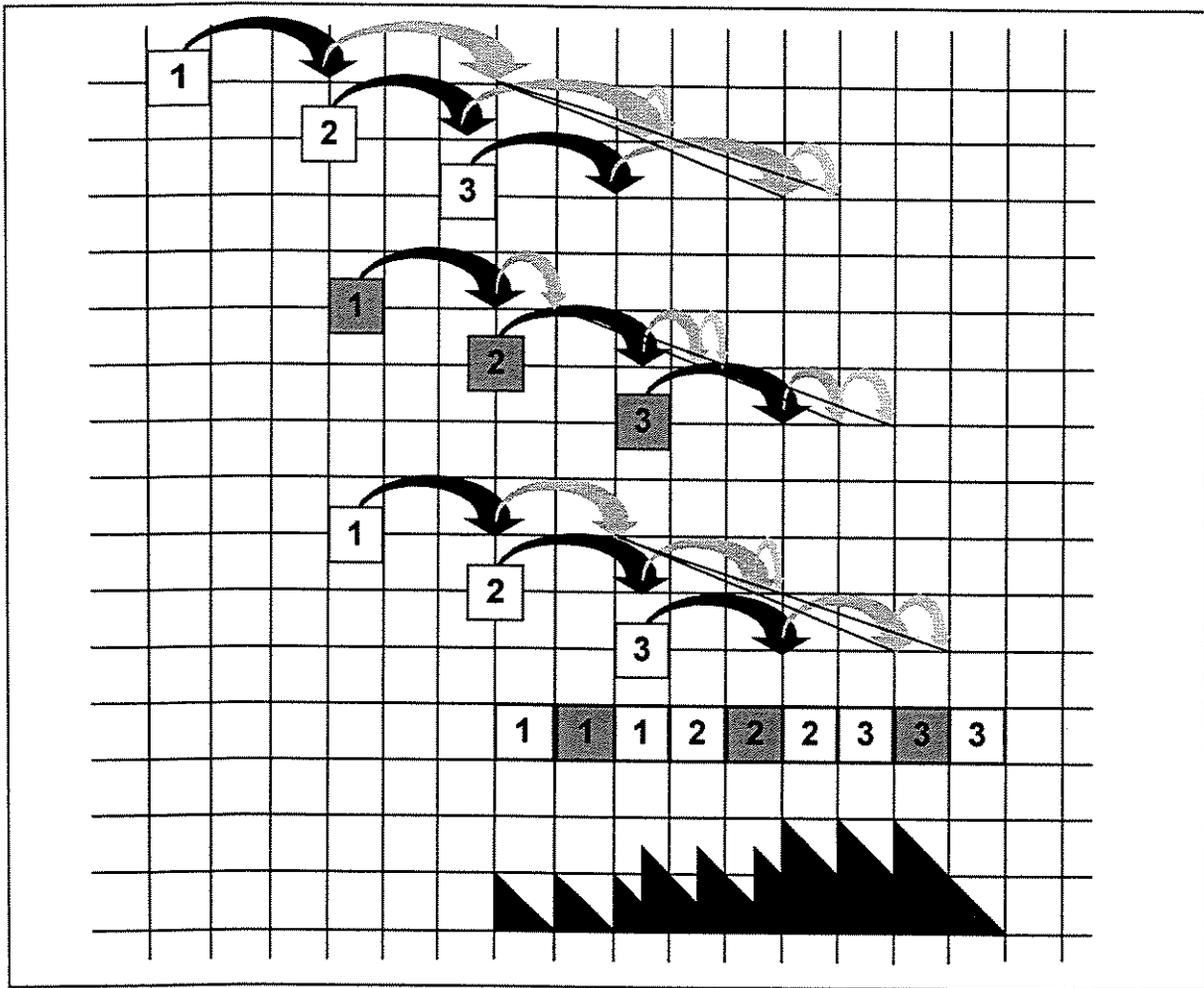


Figura 3.4.2: Evolução temporal do estoque de aves de três lotes cujas cargas são alternadas em pendura. O tempo de carregamento das cargas é de 2,5 unidades e o de pendura uma unidade. A solução ótima é $\{hi^*_{n1}, hi^*_{n2}, hi^*_{n3}\} = \{-5, 5, -2, 5, 2, 5\}$.

3.5 Geração do Sequenciamento de Pendura

Idealmente, a geração do sequenciamento das cargas do conjunto N_l de lotes alocados para abate na linha l deve ser tal a garantir, para qualquer par de cargas consecutivas $(k_{n_l}, k+1_{n_l})$ um atraso em início de pendura, mensurado em número de cargas, correspondente ao fator natural de sequenciamento fns_l . Entretanto, nos casos reais, nem sempre é possível estabelecer este atraso para todos os pares existentes.

O algoritmo proposto nesta seção pressupõe um ordenamento prévio dos lotes para pendura, traduzido na atribuição arbitrária do parâmetro $ord_lote_{n_l}$ pelo programador de coleta. Isto quer dizer que nm_l antecede nn_l , ou que a primeira carga de nm_l chega na planta antes da primeira de nn_l , ou ainda que $ord_lote_{nm_l} < ord_lote_{nn_l}$ se assim o programador o definir. Como observado na seção anterior, a atribuição arbitrária de valores em $hpend'_{k_{n_l}}$, ou implicitamente, no ordenamento das cargas, condiciona a solução. Portanto o algoritmo, embora reduza o dessincronismo entre os fluxos de chegada e abate, exige o ordenamento prévio dos lotes.

Nesta seção define-se o parâmetro fs_l como sendo o fator de sequenciamento das cargas alocadas para abate na linha l . A atribuição $fs_l \leftarrow fns_l$ é sugerida para o programador, o qual deve ratificá-la, quando não, alterá-la. Isto pode ocorrer nas situações em que o valor retornado pela função de arredondamento não lhe parecer propícia, ou então, nos casos em que tiver que considerar fatores alheios ao escopo do procedimento heurístico. O programador pode, por exemplo, optar por um fator fs_l maior do que fns_l caso necessite de uma maior flexibilidade de pesos para mistura na plataforma de pendura. De qualquer forma, deve-se lembrar que a atribuição $fs_l \leftarrow fns_l$ garante menor estoque na plataforma.

A geração do sequenciamento de pendura é realizada pelo algoritmo mostrado a seguir.

```

Gera_Sequenciamento( $S_l$ )
Para  $j \leftarrow 1 \dots fs_l$ 
  carga $j$   $\leftarrow 1$ 
  lote $j$   $\leftarrow$  acha_lote( $ol$ )
  incremente( $ol$ )
  livre $j$   $\leftarrow$  sim
 $j \leftarrow fs_l$ 
Enquanto  $o \leq \sum_{n_i \in S_l} num\_cargas_{n_i}$ 
  Repete
    Se  $j < fs_l$ , entao incremente( $j$ ) senao  $j \leftarrow fs_l$ 
  Ate livre $j$ 
  ordem carga $j$  lote $j$   $\leftarrow o$ 
  incremente( $o$ )
  Se carga $j$   $<$  num_cargas $n_i$ , entao
    incremente(carga $j$ )
  senao
    Se prox_lote $i$   $\in S_l$ , entao
      carga $j$   $\leftarrow 1$ 
      lote $j$   $\leftarrow$  acha_lote(prox_lote)
      incremente(prox_lote)
    senao livre $j$   $\leftarrow$  nao

funcao acha_lote( $ol$ )
  Para todo  $n_l$ 
    Se ord_lote  $n_l = ol$  entao
      Retorna( $n_l$ )

```

O algoritmo de geração reserva fs posições de memória as quais são inicializadas com as primeiras cargas dos fs lotes iniciais de N_l . Enquanto houver cargas a serem ordenadas, um índice j percorre ciclicamente as posições até que se depare com a primeira livre (quando da inicialização, todas as posições são consideradas livres, ou seja, (*livre* $j \leftarrow sim$); quando então passa a representá-la. A carga contida na posição j tem sua ordem atribuída ($ordem_{carga\ j\ lote\ j} \leftarrow o$), e é substituída pela próxima carga do lote corrente, ou na inexistência deste, pela primeira carga do próximo lote (cuja ordem é ol). Se ainda assim

não for possível ocupá-la, a posição é impedida (*livre* $J \leftarrow nao$). Finalmente o contador o é incrementado de um.

A figura 3.5.1 mostrada a seguir exemplifica a aplicação do algoritmo proposto para o conjunto N_I , composto de 5 lotes, segundo um fator de sequenciamento $fs=3$.

n	num_cargas_n	$ordem_{k_n}$																						
		0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	1	1	1	1	1	2	2	2	
		1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	
$n1$	6	1			2			3			4			5			6							
$n2$	4		1			2			3			4												
$n3$	5			1			2			3			4			5								
$n4$	3															1			2		3			
$n5$	4																			1		2	3	4

Figura 3.5.1: Exemplo de geração do sequenciamento das cargas do conjunto de lotes N_I segundo um fator de sequenciamento $fs=3$. Em concordância com o fator de sequenciamento, as cargas de ordem inferior ou igual a 17 guardam em relação a imediata anterior do mesmo lote um atraso de 2 cargas. Entretanto, tal atraso não ocorre para as cargas de ordem superior a 17, em virtude da inexistência de outros lotes para sequenciar. As cargas 2_{n4} e 3_{n4} são separadas pela carga 1_{n5} apenas. O mesmo ocorre para o par $(1_{n5}, 2_{n5})$, cujas cargas são separadas por 3_{n4} apenas. As cargas 2_{n5} , 3_{n5} e 4_{n5} por sua vez, são sequenciadas sem atraso algum.

A figura 3.5.1 exhibe a tendência do algoritmo proposto em não garantir sincronismo para os lotes cujas cargas são penduradas próximas ao final do horizonte de abate.

3.5.1 Adaptação da Geração às Paradas Programadas Longas

As paradas programadas tendem a provocar aumento nos níveis de estoque porque o atraso entre chegadas de cargas consecutivas de um mesmo lote no abatedouro é constante. Esta distorção é observada durante as paradas programadas longas, como para almoço e jantar (1h de parada). Para minimizar o efeito das paradas longas faz-se a geração do

sequenciamento por etapas. Em cada etapa são sequenciadas as cargas do sub-conjunto de lotes S^k_l referente a k-ésima partição do conjunto de lotes N_l . O procedimento de partição do conjunto de lotes em $npart$ sub-conjuntos é exibido a seguir:

```

Particiona_Conjunto_Lotes()
parada_longa ← 1
Para ol ← 1..card( Nl )
  prox_lote ← acha_lote(ol)
  Se totavesprox_lote + abate_parprox_lote > fluxacumhiniparada_longa entao
    Slparada ← Slparada ∪ {prox_lote}
    incremente( parada_longa )
    abate_parnl ← abate_parnl + totavesnl
  Senao
    Slparada ← Slparada ∪ {prox_lote}
    abate_parnl ← abate_parnl + totavesnl
npart ← parada_longa

```

A partição baseia-se na constatação de que não se deve promover a chegada de mais lotes do que são necessários para se garantir o abate da linha até a próxima parada programada longa.

3.6 O Procedimento Heurístico

O procedimento heurístico se resume a uma aplicação sequencial dos procedimentos de geração, cálculo do horário de pendura $hpend'_{k_{n_i}}$ e, finalmente, do horário inicial de coleta $hi^*_{n_i}$ (eq.3.28). O cálculo do horário de pendura $hpend'_{k_{n_i}}$, a partir do sequenciamento $ordem_{k_{n_i}}$, é detalhado no Anexo A desta tese. A fig. 3.6.1 mostrada a seguir exemplifica uma aplicação do procedimento.

N	num_cargas_n	$ordem_{k_n}$																					
		0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	1	1	1	1	2	2	2	
		1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2
$n1$	6	1			2						3												
$n2$	4		1																				
$n3$	5																						
$n4$	3																						
$n5$	4																						

Figura 3.6.1: Seja o exemplo da fig. 3.5.1, $tc = 3$, tempo de pendura de 1 unidade para todas as cargas e $tespmin=0$. Ignorando os tempos de transporte ($tp_n=0, \forall n \in N$) tem-se que $\{hi^*_{n1}, hi^*_{n2}, hi^*_{n3}, hi^*_{n4}, hi^*_{n5}\} = \{-3, -2, -1, 9, 9\}$. Esta solução inicial define um ordenamento de chegada e pendura das cargas (regra FIFO) diferente daquele gerado através do fator de sequenciamento. Este ordenamento é ilustrado na figura.

4. Estudo de Caso

O estudo mostrado a seguir pretende demonstrar a eficácia do procedimento heurístico na geração de soluções de estoque mínimo. O caso se refere a uma instância de 6 lotes programados para abate. Os dados relativos aos lotes são os seguintes:

n	$aveslote_n$	hi^{us}_n (hs)	num_cargas_n	tp_n	$Taxocup_{k_n}$ (aves/gaiola)					
					1	2	3	4	5	6
5	11553	01:00	6	15	9	9	8	8	8	7,79
6	11227	02:00	5	35	11	10	10	10	9,12	---
10	11305	05:00	6	55	9	9	9	8	8	7,47
11	11227	07:00	5	35	11	10	10	10	9,12	---
15	11361	10:30	6	105	9	9	9	8	8	7,72
16	11282	11:30	5	25	11	10	10	10	9,37	---
18	11224	13:00	6	60	9	9	9	8	8	7,11

Tabela 4.1: Dados relativos aos lotes programados para abate. A coluna hi^{us}_n informa o horário inicial de coleta definido pelo usuário.

Cada caminhão é carregado com 224 gaiolas. O tempo de carregamento das cargas é de 45 min. O abate inicia-se às 03:30 hs, segundo uma taxa constante de 5500 aves/h. O cronograma de abate da linha de pendura é o seguinte:

Parada	Período (hs)
<i>Descanso da Manhã</i>	07:00 – 07:10
<i>Almoço*</i>	09:30 – 10:30
<i>Troca de Turno</i>	13:00 – 13:15
<i>Descanso da Tarde</i>	15:00 – 15:05
<i>Jantar*</i>	19:00 – 20:00

Tabela 4.2: Cronograma de Paradas da linha. As paradas destacadas com * são consideradas “paradas longas”.

Como o procedimento heurístico requer o ordenamento prévio da chegada dos lotes no abatedouro, opta-se por definir 11 sequências de chegada distintas: a primeira corresponde àquela definida pelo usuário (código SEQUS); as outras 10, foram geradas aleatoriamente (SEQ01 A SEQ10). A próxima tabela mostra as sequências de chegada utilizadas no estudo de caso:

<i>sequência</i>	<i>ord_lote_n</i>						
	<i>5</i>	<i>6</i>	<i>10</i>	<i>11</i>	<i>15</i>	<i>16</i>	<i>18</i>
<i>SEQUS</i>	1	2	3	4	6	5	7
<i>SEQ01</i>	3	5	4	7	6	2	1
<i>SEQ02</i>	2	5	6	3	7	4	1
<i>SEQ03</i>	7	4	2	5	1	3	6
<i>SEQ04</i>	2	7	1	3	6	5	4
<i>SEQ05</i>	6	2	3	4	1	7	5
<i>SEQ06</i>	3	6	2	1	4	5	7
<i>SEQ07</i>	3	2	6	7	1	5	4
<i>SEQ08</i>	3	6	1	2	7	7	5
<i>SEQ09</i>	7	4	1	3	5	6	2
<i>SEQ10</i>	2	7	1	6	4	5	3

Tabela 4.2: Sequências de chegada dos lotes utilizadas no estudo de caso.

Para garantir que as soluções otimizadas respeitem as ordens de chegada dos lotes definidas na tabela 4.2, deve-se adicionar ao Modelo de Estoque Mínimo para uma Única Linha (seção 2.2) a seguinte restrição:

$$\sum_{hi} x_{n1,hi} \times \left[\left(\frac{\Delta hi}{\Delta h} \right) \times ord(hi) + \left(1 - \frac{\Delta hi}{\Delta h} \right) + \left[\frac{tc + tp_{n1}}{\Delta h} \right] \right] \leq \sum_{hi} x_{n2,hi} \times \left[\left(\frac{\Delta hi}{\Delta h} \right) \times ord(hi) + \left(1 - \frac{\Delta hi}{\Delta h} \right) + \left[\frac{tc + tp_{n2}}{\Delta h} \right] \right]$$

$$(\forall (n1, n2) / ord_lote_{n1} = ord_lote_{n2} - 1)$$

(4.1)

A restrição 4.1 estabelece que, para cada par de lotes cujas ordens de chegada são consecutivas, o horário de chegada da primeira carga do lote de menor ordem deve ser anterior ao da primeira carga do lote de maior ordem.

Para a obtenção de resultados otimizados em tempo razoável, definiu-se uma discretização $\Delta h_i = 15 \text{ min}$ entre os possíveis horários iniciais de coleta. Para minimizar erros no cálculo do parâmetro *disp* adotou-se uma discretização $\Delta h = 5 \text{ min}$ para os períodos que indexam a variável de controle de estoque - vale observar que tanto o tempo de carregamento como os de percurso dos lotes são múltiplos de 5 min.

Para se estabelecer a comparação, os horários iniciais de coleta obtidos através da heurística (obtidos com precisão de minuto) foram arredondados para o quarto de hora mais cedo. Esta aproximação provoca aumento de estoque, mas garante a condição de não-ociosidade do abate.

O procedimento utilizado para o levantamento dos resultados iniciou-se com a obtenção da solução heurística. A seguir, executou-se o modelo matemático uma primeira vez fixando a programação de coleta de acordo a solução heurística "arredondada". O resultado obtido foi então utilizado como incumbente para uma segunda chamada do algoritmo de "branch and bound". Nesta segunda vez, obteve-se solução otimizada segundo um critério de parada de 0.1% de "gap" relativo.

A tabela 4.3 mostrada a seguir compara os resultados obtidos pela heurística com aqueles otimizados obtidos através de programação matemática.

<i>Sequência</i>	<i>Otimizador</i>					<i>Simulador</i>		
	<i>Est. Méd. Heur.Arr.</i>	<i>Est. Méd. Sol. Ótim.</i>	<i>Dif. (%)</i>	<i>Tempo (10³s)</i>	<i>Nós</i>	<i>Est. Méd. Heur.Arr.</i>	<i>Est. Méd.. Heuríst.</i>	<i>Dif. (%)</i>
<i>SEQUS</i>	2302	2013	14,3	7,8	78394	2428	2024	20,0
<i>SEQ01</i>	2307	1901	21,4	6,0	54200	2433	1851	31,5
<i>SEQ02</i>	2262	1982	14,2	8,3	84500	2388	1948	22,6
<i>SEQ03</i>	2162	2022	6,9	7,2	75100	2289	1914	19,6
<i>SEQ04</i>	2169	1891	14,7	5,2	43700	2296	1761	30,3
<i>SEQ05</i>	1702	1702	0	4,3	34500	1828	1594	14,7
<i>SEQ06</i>	2203	2056	7,1	13,0	126800	2330	1768	31,8
<i>SEQ07</i>	1926	1926	0	4,8	41100	2052	1856	10,6
<i>SEQ08</i>	2193	2192	0	23,0	215600	2319	1869	24,1
<i>SEQ09</i>	2228	1806	23,4	5,1	27300	2354	1792	31,4
<i>SEQ10</i>	2197	2059	6,7	5,4	50300	2327	1846	26,0
<i>MÉDIA</i>	2150	1959	9,9	8,2	75590	2276	1838	23,9

Tabela 4.3: Resultados obtidos no estudo de caso.

A tabela divide-se em duas: a parte com os resultados obtidos no “otimizador” e a parte com os valores obtidos no “simulador”. Vale observar que os estoques médios da solução heurística “arredondada” são diferentes no otimizador e no simulador. Isto ocorre porque no modelo, a variável est_h contabiliza o nível de estoque ao término do período h enquanto que no simulador o estoque é calculado minuto a minuto.

Na parte do “otimizador” são exibidos, na ordem, o estoque médio obtido fixando-se a solução heurística “arredondada”, o estoque médio da solução otimizada, a diferença percentual entre estes estoques, o tempo de CPU utilizado e o número de nós percorridos. Na parte do “simulador”, por sua vez, os estoques médios para as soluções heurísticas arredondada e original e a diferença percentual.

Cada modelo gerado em AMPL/CPLEX6.5 (Anexo B) totaliza 842 variáveis (611 binárias e 231 contínuas), 244 restrições e 4706 elementos diferentes de zero. Para a obtenção dos resultados foi utilizada uma máquina RISC J40.

A seguir são mostrados os diagramas de sequenciamento de pendura e os gráficos de evolução temporal dos estoques obtidos para as várias sequências. Cada diagrama ilustra o sequenciamento de pendura relativo à solução obtida. O diagrama da solução heurística, por exemplo, ilustra o sequenciamento de pendura obtido após a determinação dos horários iniciais de coleta, e não aquele gerado previamente. Nos gráficos são desenhadas as curvas de evolução de estoque referente à solução heurística (código HEUR) , à solução heurística arredondada (HARR) e à solução otimizada (OTIM). As programações de coleta heurística e ótima são disponibilizadas no Anexo C.

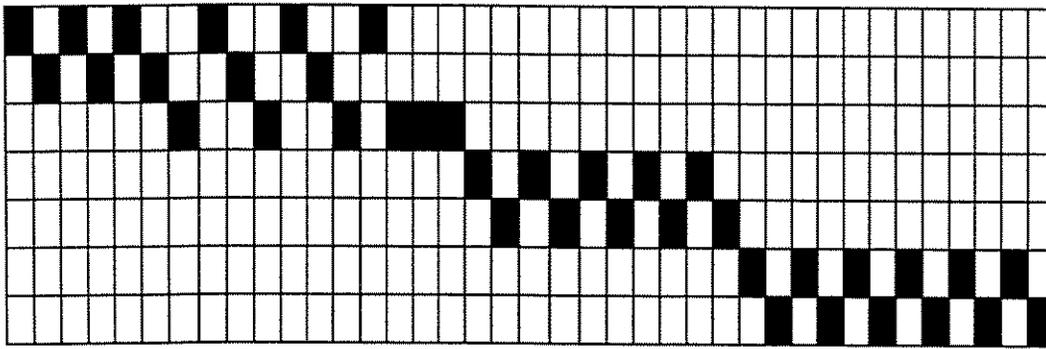


Figura 4.1: Diagrama de sequenciamento de pendura obtido através da heurística para a sequência SEQUS.

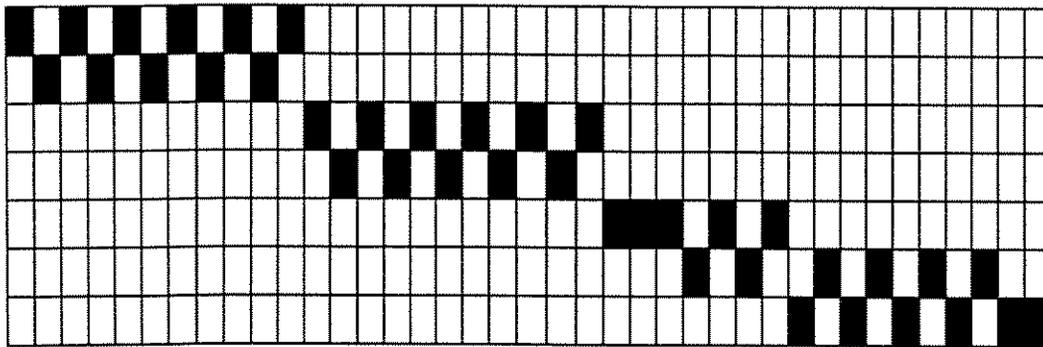


Figura 4.2: Diagrama de sequenciamento de pendura otimizado para a sequência SEQUS.

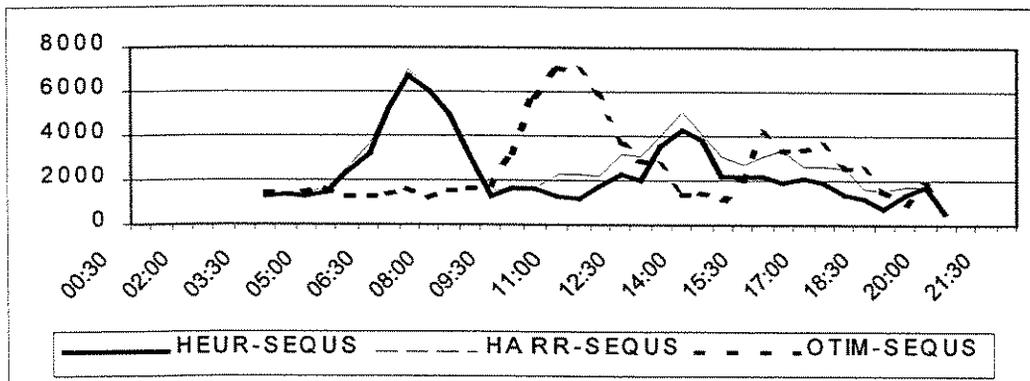


Figura 4.3: Evolução Temporal dos Estoques para a sequência SEQUS.

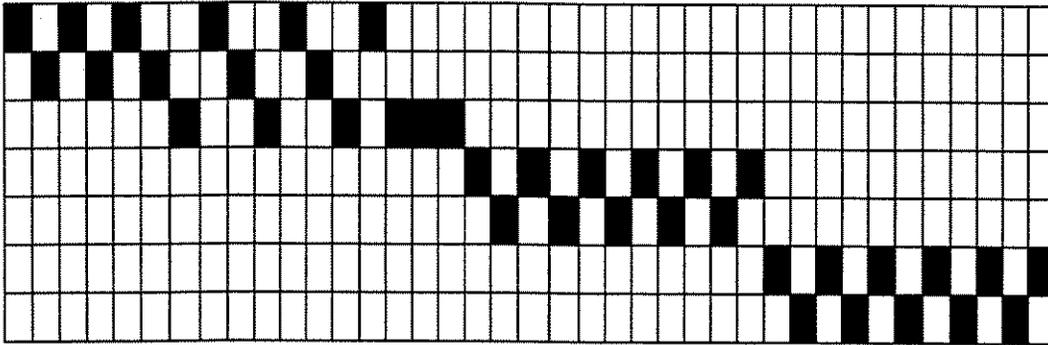


Figura 4.4: Diagrama de sequenciamento de pendura obtido através da heurística para a sequência SEQ01.

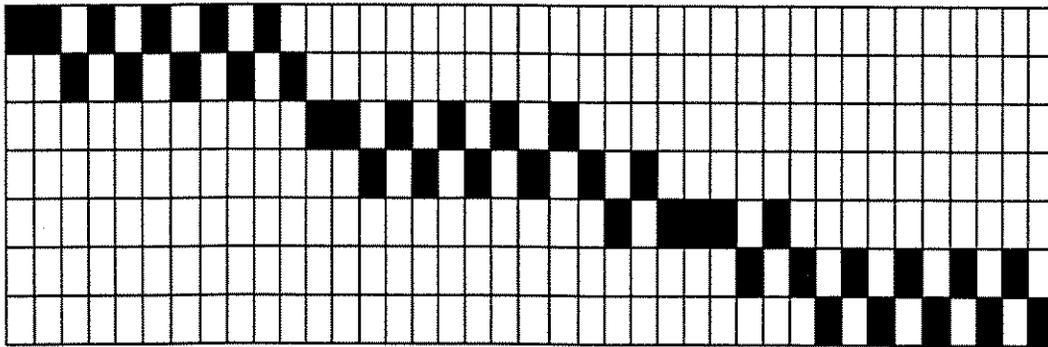


Figura 4.5: Diagrama de sequenciamento de pendura otimizado para a sequência SEQ01.

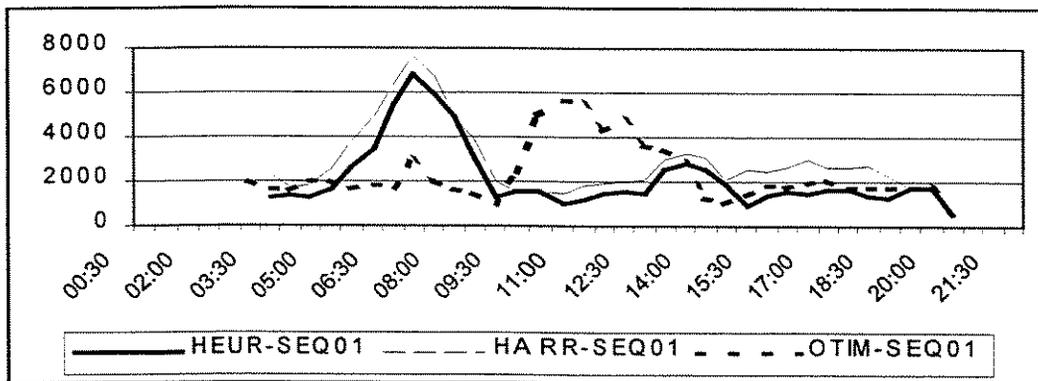


Figura 4.6: Evolução Temporal dos Estoques para a sequência SEQ01.

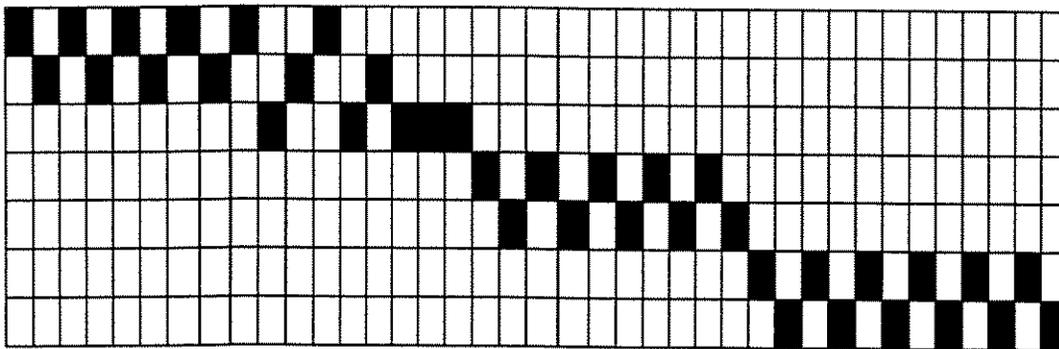


Figura 4.7: Diagrama de sequenciamento de pendura obtido através da heurística para a sequência SEQ02.

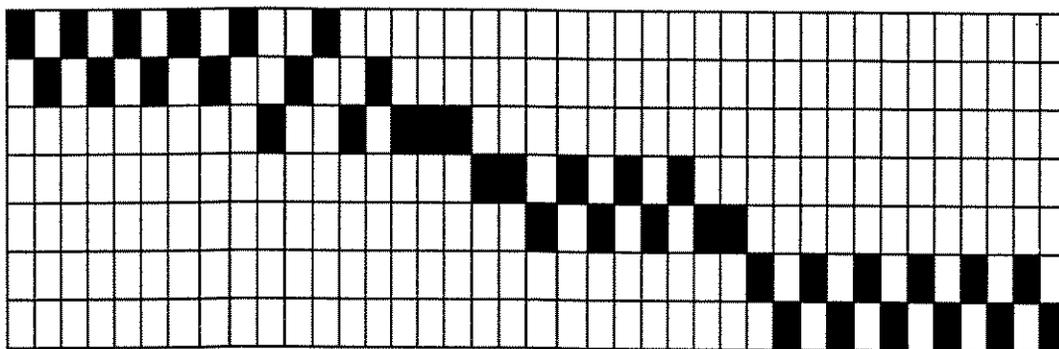


Figura 4.8: Diagrama de sequenciamento de pendura otimizado para a sequência SEQ02.

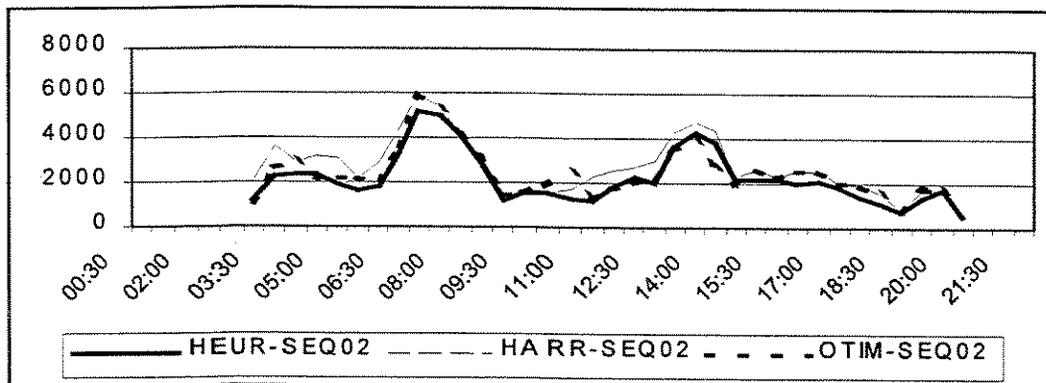


Figura 4.9: Evolução Temporal dos Estoques para a sequência SEQ02.

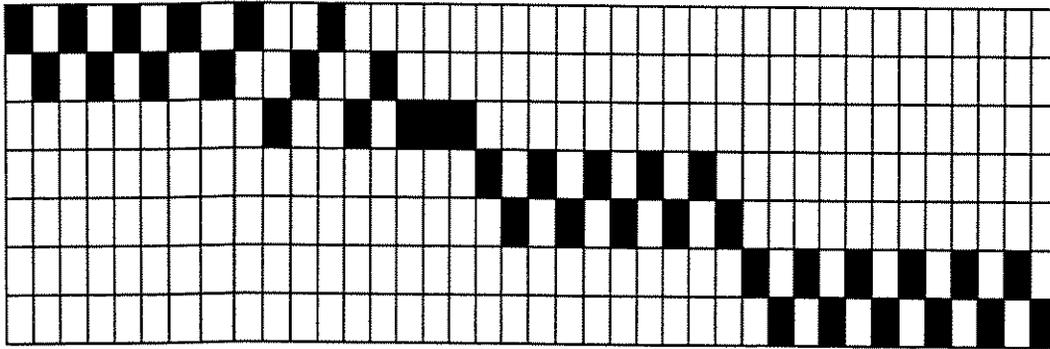


Figura 4.10: Diagrama de sequenciamento de pendura obtido através da heurística para a sequência SEQ03.

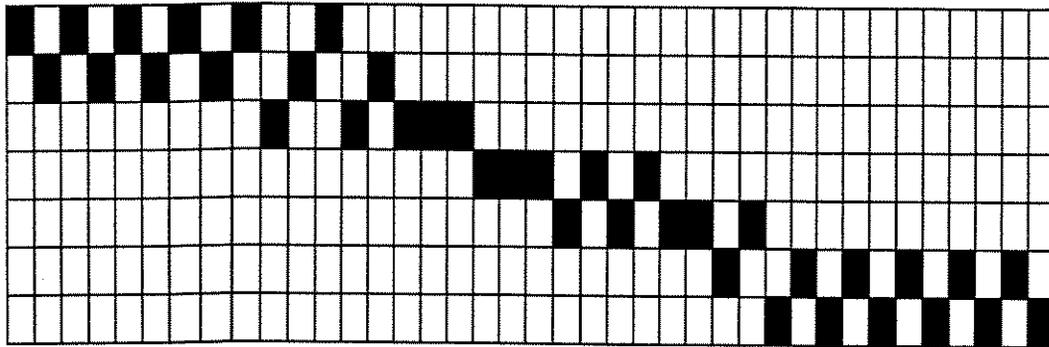


Figura 4.11: Diagrama de sequenciamento de pendura otimizado para a sequência SEQ03.

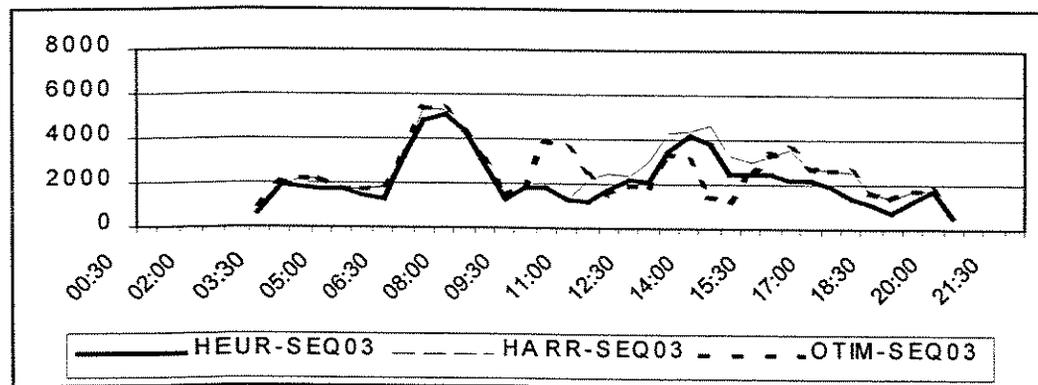


Figura 4.12: Evolução Temporal dos Estoques para a sequência SEQ03.

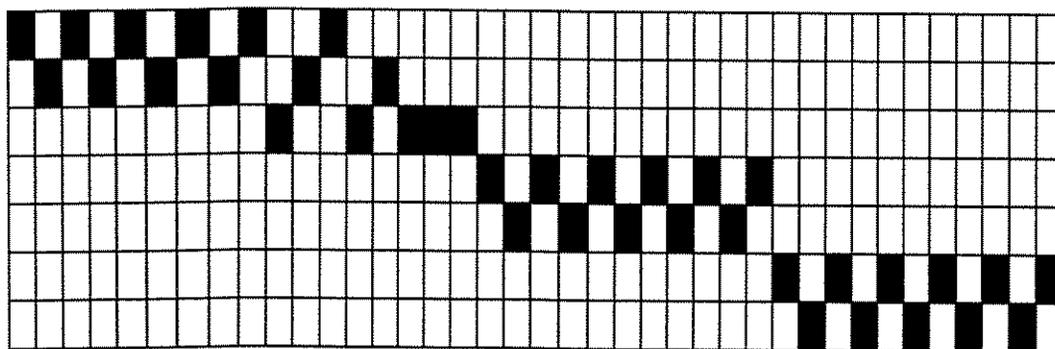


Figura 4.13: Diagrama de sequenciamento de pendura obtido através da heurística para a sequência SEQ04.

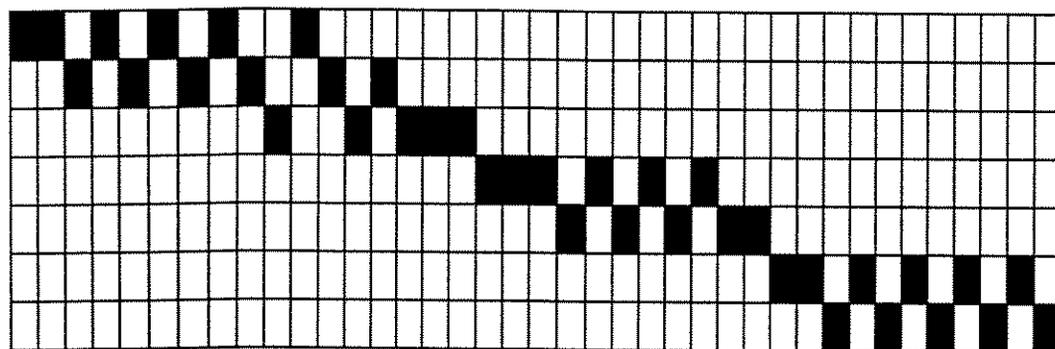


Figura 4.14: Diagrama de sequenciamento de pendura otimizado para a sequência SEQ04.

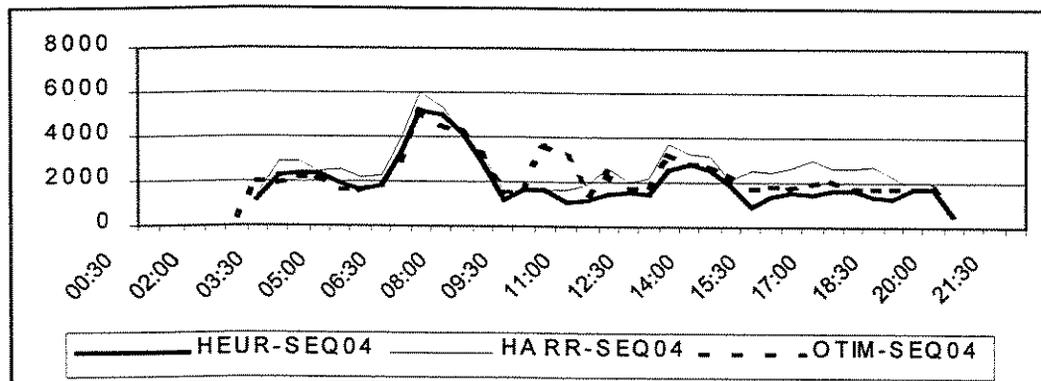


Figura 4.15: Evolução Temporal dos Estoques para a sequência SEQ04.

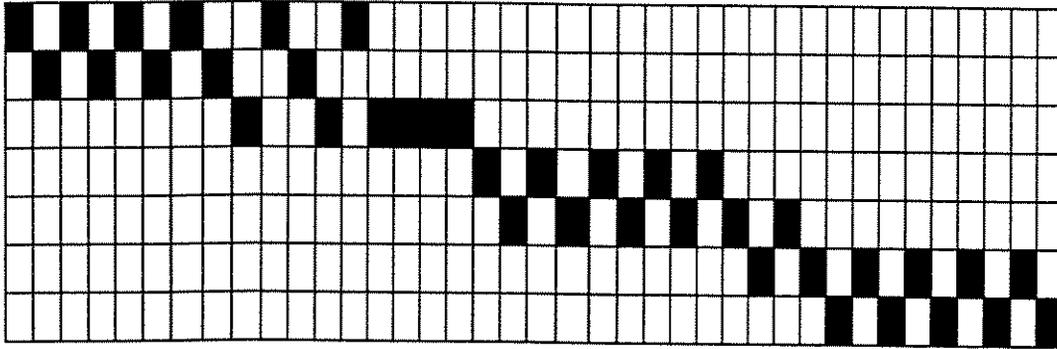


Figura 4.16: Diagramas de sequenciamento de pendura otimizado e obtido pela heurística para a sequência SEQ05.

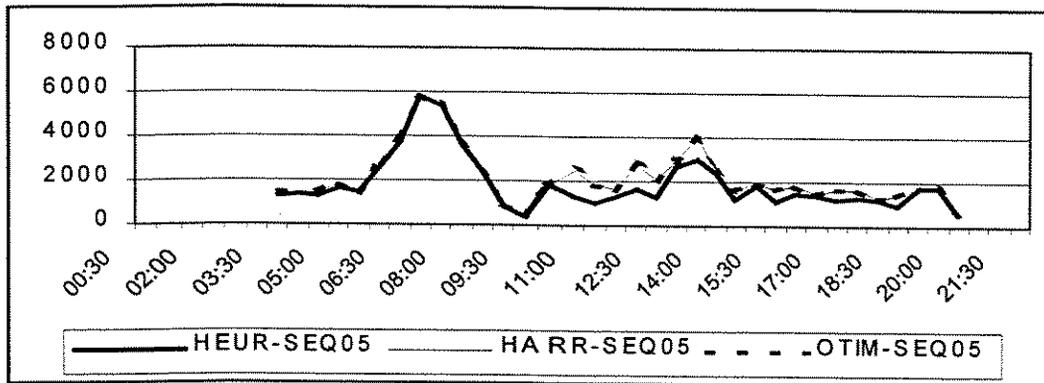


Figura 4.17: Evolução Temporal dos Estoques para a sequência SEQ05.

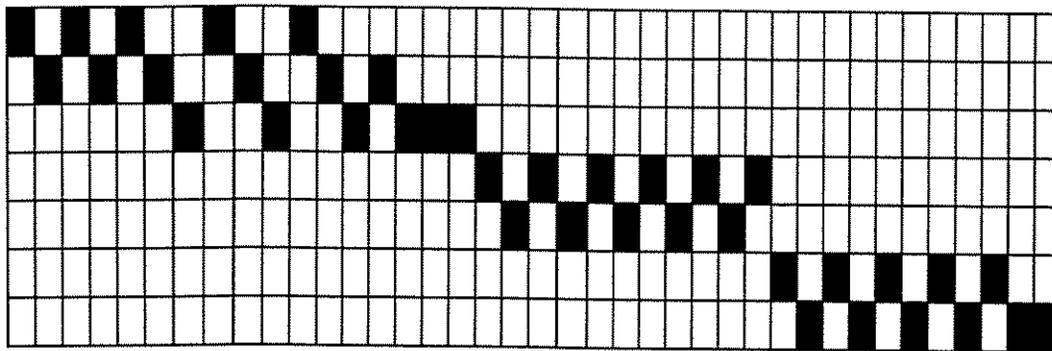


Figura 4.18: Diagrama de sequenciamento de pendura obtido através da heurística para a sequência SEQ06.

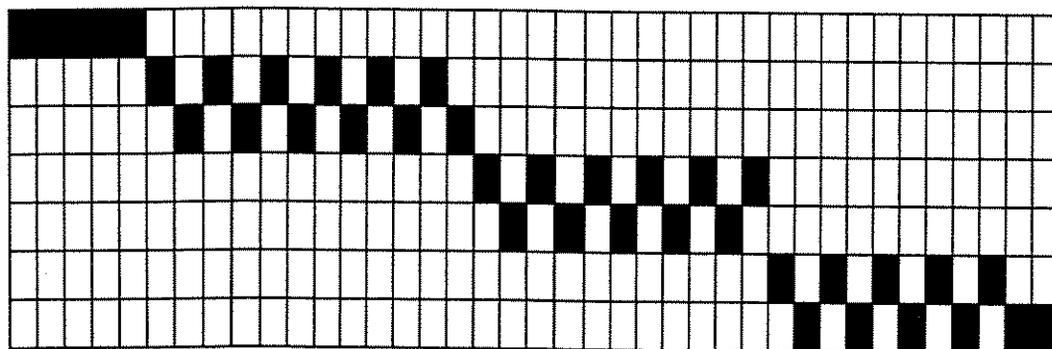


Figura 4.19: Diagrama de sequenciamento de pendura otimizado para a sequência SEQ06.

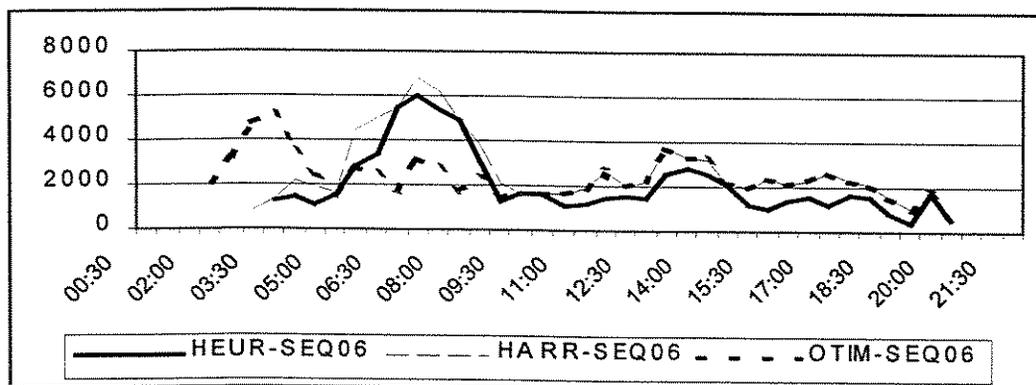


Figura 4.20: Evolução Temporal dos Estoques para a sequência SEQ06.

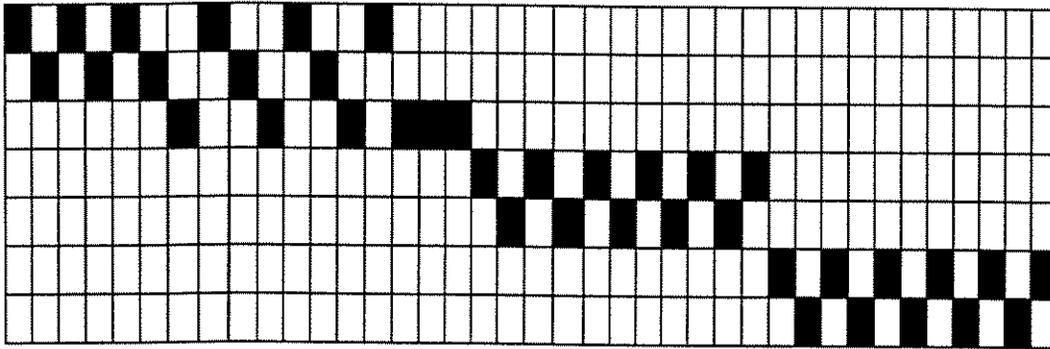


Figura 4.21: Diagramas de sequenciamento de pendura otimizado e obtido pela heurística para a sequência SEQ07.

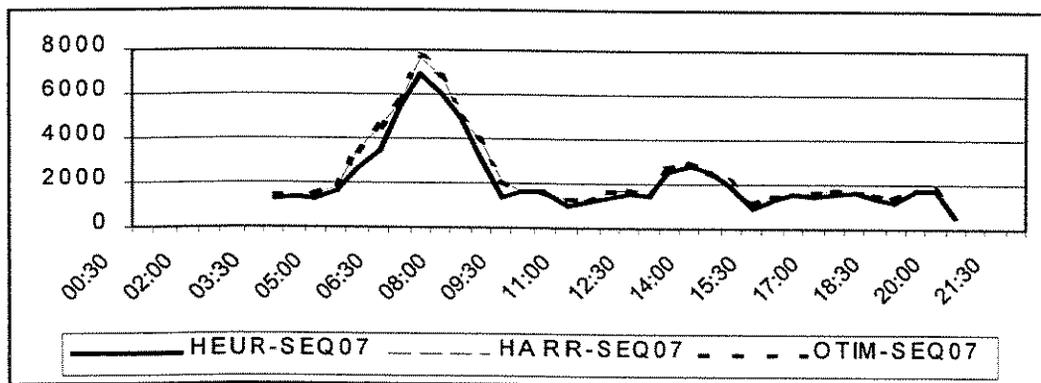


Figura 4.22: Evolução Temporal dos Estoques para a sequência SEQ07.

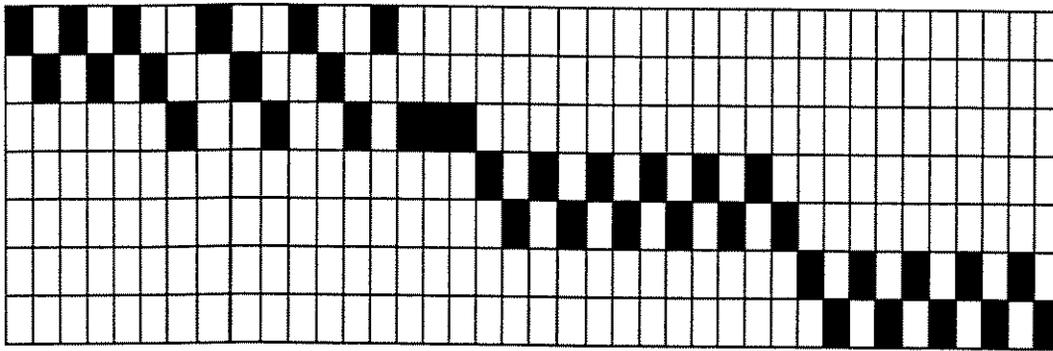


Figura 4.23: Diagrama de sequenciamento de pendura obtido através da heurística para a sequência SEQ08.

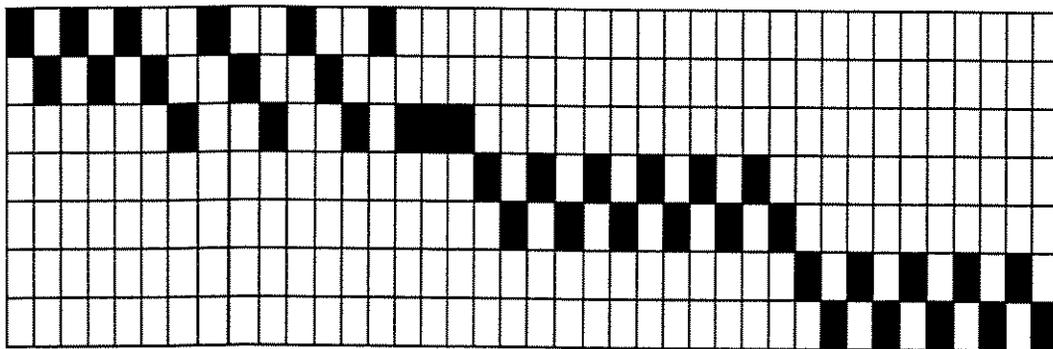


Figura 4.24: Diagrama de sequenciamento de pendura otimizado para a sequência SEQ08.

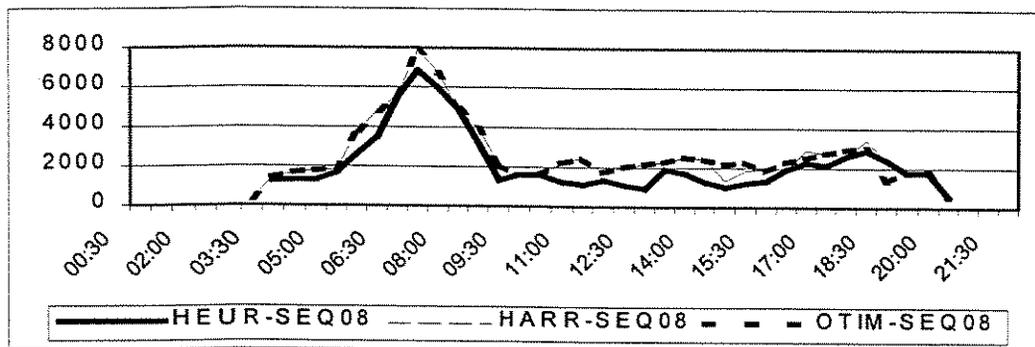


Figura 4.25: Evolução Temporal dos Estoques para a sequência SEQ08.

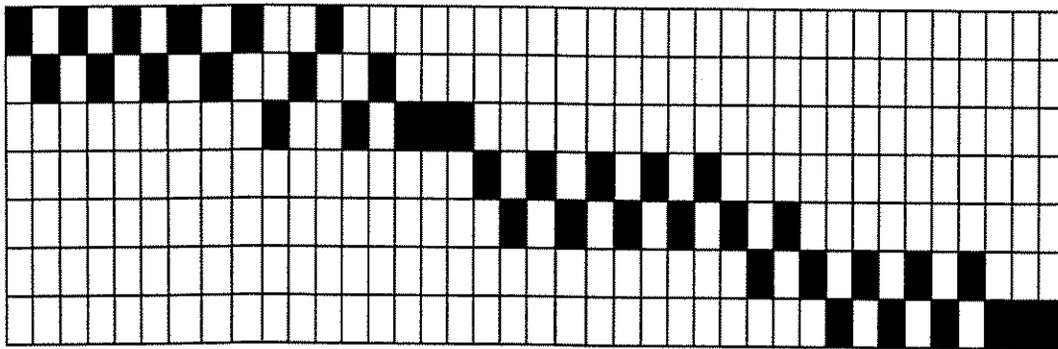


Figura 4.26: Diagrama de sequenciamento de pendura obtido através da heurística para a sequência SEQ09.

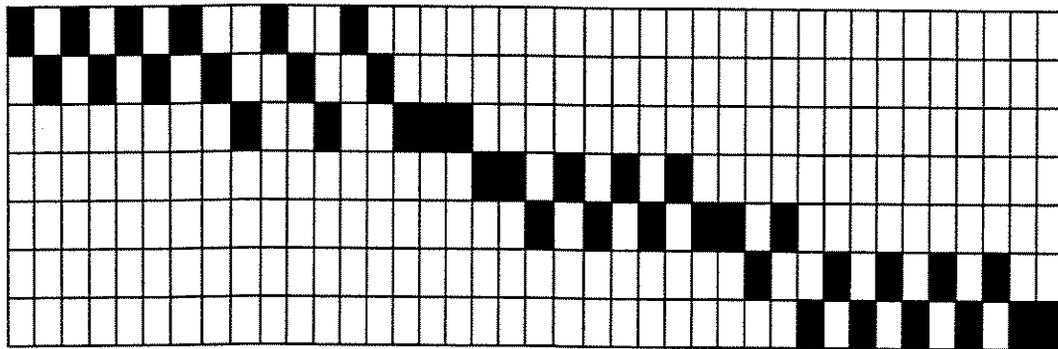


Figura 4.27: Diagrama de sequenciamento de pendura otimizado para a sequência SEQ09.

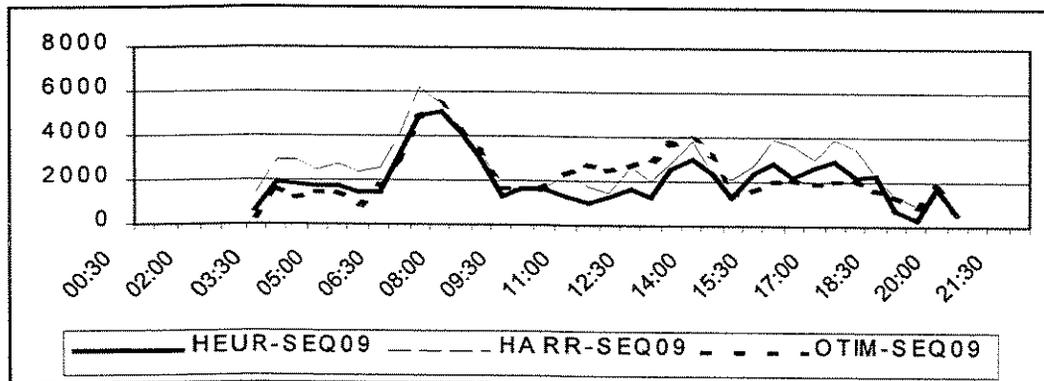


Figura 4.28: Evolução Temporal dos Estoques para a sequência SEQ09.

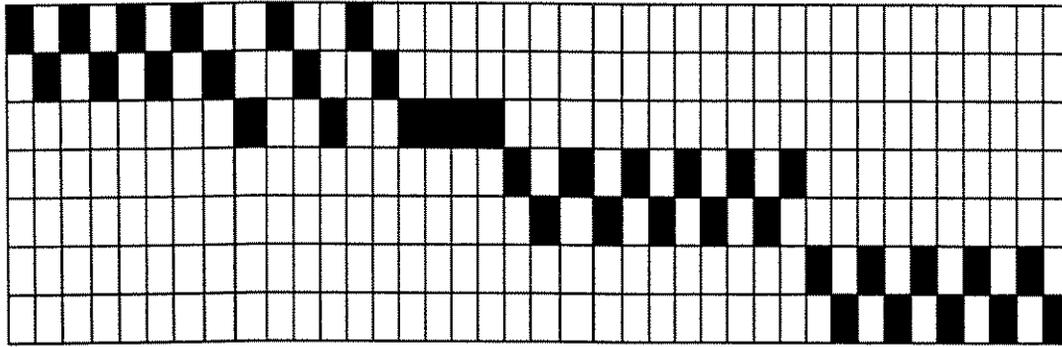


Figura 4.29: Diagrama de sequenciamento de pendura obtido através da heurística para a sequência SEQ09.

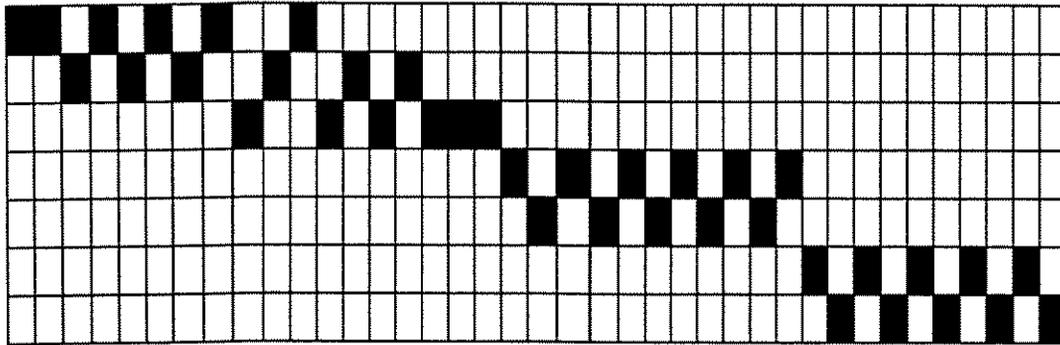


Figura 4.30: Diagrama de sequenciamento de pendura otimizado para a sequência SEQ10.

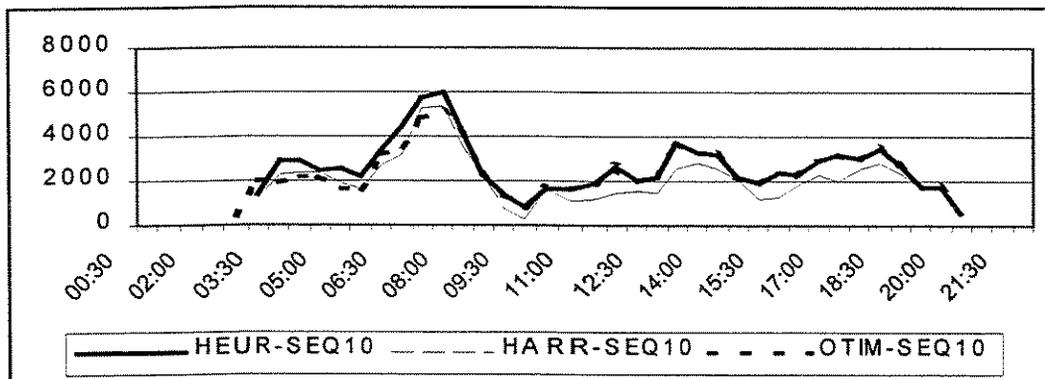


Figura 4.31: Evolução Temporal dos Estoques para a sequência SEQ10.

Como se pode observar nos diagramas de sequenciamento obtidos através do procedimento heurístico, o fator de sequenciamento utilizado foi 2, muito próximo ao fator natural da instância que é 2,04. Observa-se também nestes diagramas que, em todas as soluções obtidas pela heurística, houve um início de coleta de apenas 3 lotes antes do início da parada para almoço. Isto decorre do sequenciamento por etapas dos sub-conjuntos gerados pela partição do conjunto total de lotes. Para todas as sequências consideradas, os três primeiros lotes (segundo o parâmetro de ordem de chegada dos lotes) formaram um primeiro sub-conjunto e os outros 4 lotes um segundo.

O resultado principal que se observa na tabela 4.3 é o de que, para as sequências da instância tratada neste estudo, a diferença relativa média entre os estoques médios otimizado e obtido pela heurística arredondada é de apenas 10%. A maior diferença observada foi a da sequência 9 e para 3 sequências (SEQ05, SEQ07 e SEQ08) a solução heurística arredondada é a mesma que a otimizada.

Nos diagramas de sequenciamento das soluções otimizadas nota-se a alternância de cargas entre pares de lotes, característica comum às soluções obtidas pela heurística. Entretanto, como o número total de lotes é ímpar, sobra sempre um lote que não possui par com o qual possa ser sincronizado de forma justa. Nas soluções heurísticas, este lote é sempre o terceiro ou último iniciado antes do almoço. Este padrão também é observado nas soluções otimizadas, com exceção de apenas 3 casos: nas sequências SEQUS e SEQ01 um quarto lote é iniciado antes do almoço e na SEQ06 o primeiro lote é colocado sem par.

O arredondamento da solução heurística provoca um aumento médio no estoque médio de aproximadamente 24%. Este resultado mostra que as soluções otimizadas (na discretização de $\frac{1}{4}$ hora para a variável de início de coleta) são piores do que as obtidas pelo procedimento heurístico. Entretanto, o esforço computacional observado na obtenção das soluções otimizadas neste estudo de caso desestimulam a redução no período de discretização adotado.

5. Conclusões

Neste trabalho mostra-se que a programação de coleta depende do escalonamento das cargas nas linhas de pendura. Todavia, para garantir a execução da programação em tempo hábil duas simplificações são adotadas: a independência das linhas e a flexibilidade na pendura. A primeira permite que a programação seja feita para cada uma das linhas de pendura independentemente das demais. A segunda possibilita arbitragem prévia nos escalonamentos das linhas de pendura.

A partir destas hipóteses desenvolve-se um procedimento heurístico que se baseia em dois resultados significativos. O primeiro resultado é a fórmula de cálculo do instante inicial de coleta proposto na seção 3.2:

$$hi^*_{ni} = \mathbf{min}_{k_{nl}} \{ hpend'_{k_{nl}} - ord(k_{ni}) \times tc \} - tp_{ni} - tespmin, (\nabla(ni, l))$$

A fórmula de cálculo do instante de coleta proposta gera soluções ótimas de coleta para escalonamentos de pendura previamente arbitrados porque atrasa o início de coleta dos lotes até a situação limite de “não-ociosidade” – ou, rigorosamente, até o tempo de espera de segurança mínimo. Esta constatação é, por si só, de pouca valia, porque escalonamentos arbitrários de pendura podem resultar em soluções finais muito ruins. Para se beneficiar da aplicação desta fórmula o procedimento heurístico vale-se do segundo resultado, qual seja, a geração de escalonamentos de pendura segundo o fator natural de sequenciamento (seções 3.4 e 3.5).

$$fns_i = arred \left(\frac{tc}{med_{k_{nl}} \{ tpend_{k_{nl}} \}} \right)$$

Esta geração termina por promover uma alternância de pendura entre cargas de lotes distintos que compensa as diferenças nos tempos médios de coleta e pendura. Desta forma, o sincronismo entre as atividades de coleta e pendura é obtido.

A solução hi^* define um ordenamento de chegada das cargas que, segundo a regra FIFO, pode provocar um novo sequenciamento de pendura diferente daquele originalmente arbitrado via algoritmo de geração de sequenciamento. Esta constatação sugere a seguinte questão: “Porque então não se estabelece um segundo ciclo de chamada dos procedimentos de geração, cálculo do horário de pendura $hpend'_{k_{n_i}}$ e horário inicial de coleta $hi^*_{n_i}$ baseados neste novo sequenciamento de pendura?”. Ou, por extensão, “Porque não se estabelece um ciclo de chamada das sub-rotinas do procedimento heurístico (controlado por algum critério de parada)?”. Desta forma, a cada iteração, um novo sequenciamento de pendura - baseado na programação de coleta corrente e não na geração original - passa a condicionar uma nova programação. Assim, ao término de cada passo, uma solução mais econômica é gerada em virtude de um ajuste do escalonamento de pendura. Todavia, apesar de forte indicação, a convergência deste algoritmo no critério de estoque médio não é comprovada. Além disso, o maior inconveniente deste procedimento é que a sequência de ordenamento dos lotes definida pelo usuário pode, num processo iterativo deste tipo, ser violada. Ou seja, não há garantia que ao final de um certo número de iterações, o ordenamento dos lotes continue válido. De qualquer maneira, o estudo de caso mostra que o escalonamento gerado através do procedimento heurístico aproxima-se bastante aquele obtido pela otimização. Este resultado ilustra a eficácia do procedimento heurístico.

O estudo revela também quão difícil é obter soluções ótimas. Mesmo utilizando o resultado da solução heurística como incumbente para o algoritmo de “branch and bound” o tempo médio para a obtenção de soluções ótimas excede 2 horas. Vale ressaltar ainda que a instância utilizada no estudo de caso é relativamente modesta; na prática, uma linha de pendura pode se ver diariamente carregada com até 15 lotes de aves.

Na prática diária observa-se que o procedimento heurístico acelera a obtenção da programação de coleta. O usuário preocupa-se principalmente em resolver o conflito de utilização de frota porque confia nas soluções de estoque reduzido geradas pelo procedimento heurístico. Vale aqui observar o papel fundamental da simulação visual interativa. A exibição de resultados de simulações na forma de gráficos como o de estoque

e utilização de frota ao longo do tempo entre outros permite a rápida identificação de problemas na programação.

Além de facilitar a obtenção da programação, a utilização continuada do procedimento heurístico embutido no simulador de coleta possibilitou a redução dos tempos de permanência das aves em jejum e na plataforma de desembarque. Com isto, observou-se reduções sensíveis na perda de peso, estresse e mortalidade. É razoável de se supor que parte destes ganhos tenha sido repassado para os integrados na forma de um maior rendimento das aves quando da pesagem na chegada ao abatedouro.

Outro benefício observado pela equipe de Planejamento e Controle da Produção no abatedouro é uma melhor previsibilidade da oferta de matéria-prima. As programações suportadas pelo simulador de coleta não são apenas soluções de estoque reduzido como também mais prováveis de poderem ser implementadas, ou seja, mais confiáveis. Com isto, o abatedouro pode se programar para a confecção de alguns produtos em momentos específicos com uma maior segurança de que a matéria-prima necessária estará realmente disponível.

A obtenção de soluções factíveis na utilização de frota destaca-se, naturalmente, numa possível extensão deste trabalho. Uma busca em vizinhança baseada na aplicação do procedimento heurístico e na simulação da utilização de frota ao longo do tempo pode sugerir ao usuário de programação da coleta alterações no ordenamento dos lotes que resultem em soluções mais econômicas na exigência de caminhões, quando não mesmo factíveis. Algumas constatações reforçam esta perspectiva. Primeiramente, o que diz respeito ao esforço computacional – esta busca é barata em termos de tempo computacional o que viabiliza sua operacionalidade. Em seguida deve-se observar que as soluções geradas pelo procedimento heurístico também são vantajosas na utilização da frota porque minimizam o tempo de permanência das cargas na plataforma de desembarque. E finalmente, porque baseia-se num método de tentativa e erro familiar ao usuário.

Referências Bibliográficas

Scott G.B. (1994) “Catching and handling of broiler chickens“, Proceedings 9th European Poultry Conference, Glasgow, UK, Aug.7-12; Vol.2, pages 411-414.

Mitchell M.A., Kettlewell P.J., Maxwell M.H. (1994) “Physiological stress in broiler chickens during transport”, Proceedings 9th European Poultry Conference, Glasgow, UK, Aug.7-12; Vol.2, pages 423-426.

Webster A.J.BF (1994) “Consumer views and the realities of animal welfare”, Proceedings 9th European Poultry Conference, Glasgow, UK, Aug.7-12; Vol.1, pages 7-10.

Corrêa H.L., Giansi I.G.N. (1993) “Just in time, MRP II e OPT: um enfoque estratégico” Atlas, São Paulo.

Pinedo M. (1995) “Scheduling: theory, algorithms, and systems” Prentice Hall international series in industrial and systems engineering, Englewood Cliffs, New Jersey.

Fourer R., Gay D.M., and Kernighan B.W. (1993) “AMPL: A Modeling Language for Mathematical Programming” International Thomson Publishing, Danvers, Massachusetts.

Nahmias S. (1993) “Production and operation analysis” IRWIN, Boston, MA.

Bell P.C., O’Keefe R.M. (1995) “An experimental investigation into the efficacy of visual interactive simulation”, Management Science 41, 1018-1038.

Anexo A: Cálculo do Horário de Pendura h_{pend}'

O algoritmo mostrado nesta seção garante o cálculo do horário de pendura $h_{pend}'_{k_{n_i}}$ para o conjunto de cargas k_{n_i} , ordenadas para abate na linha l , segundo o parâmetro $ordem_{k_{n_i}}$.

```

Calcula_hpend'()
o ← 1
Enquanto o ≤ ∑ num_cargas_{n_i}
  carga ← acha_carga(o)
  hpend'_{carga} ← hini
  hini ← hini + durpend(hini,carga,l)
  incremente(o)

Funcao acha_carga(oc)
Para todo n_i
  Para todo k_{n_i}
    Se ordem_{k_{n_i}} = oc entao
      Retorna(k_{n_i})

Funcao dur_pend(hini',carga',l')
hfiml ← hini'
Enquanto fluxacum_{hfiml,l'} < fluxacum_{hini',l'} + avescarga_{carga'} faca
  incremente(hfiml)
Retorna(hfiml - hini')

```

A carga corrente, representada pela variável *carga*, é atribuída com a carga k_{n_i} , cuja ordem de pendura $ordem_{k_{n_i}}$ é igual ao valor do contador de ordem o . A variável $h_{pend}'_{carga}$ recebe então o conteúdo da variável *hini*, o qual é incrementado do tempo de duração de pendura de *carga*, calculado pela função *dur_pend()*. O contador o é então incrementado de uma unidade. O ciclo é interrompido quando o atinge o total de cargas.

Anexo B: Modelo de Estoque Mínimo para uma Linha

Conjuntos

```

set H := 1..277 ordered; #discretização de 5 min
set H0 := 0..277 ordered;
set HI ordered := 1..92; #discretização de ¼ hora

set N ordered;
set K ordered;

```

Parâmetros

```

param tc;

param ncargs{n in N};

param avescarga{n in N, k in K};

param estmin;

param tp{l in L};

param totaves := sum{n in N, k in K} avescarga[n,k];

param disp{n in N, hi in HI, h in H} :=
  sum{k in K:
    ord(h,H)=ord(hi,HI)*3-2+ceil((ord(k,K)*tc+tp[n])/5)}
    avescarga[n,k];

param fluxabat{h in H};

param acflux{haux in H} := sum{h in H: h <= haux}
  fluxabat[h];
param hlim := sum{haux in H: (acflux[haux] >= totaves) and
  (acflux[haux-1] < totaves)}
  ord(haux,H);

```

Variáveis

```

var x {n in N, hi in HI} binary;

var est{h in H0} >=0;

```

Função Objetivo

```
minimize FO: sum{h in H} est[h];
```

Restrições

```
subject to uni{n in N}: sum{hi in HI} x[n,hi] = 1;
```

```
subject to iniest: est[0] = 0;
```

```
subject to eqh{h in H: ord(h,H)<hlim}:
  est[h-1] + sum{n in N, hi in HI} x[n,hi]*disp[n,hi,h]
  = fluxabat[h] + est[h];
```

```
subject to fixest{h in H: ord(h,H) >= hlim}: est[h] = 0;
```

```
subject to garest{ha in H: (fluxabat[ha] > 0) and
  (acflux[ha] <= totaves-estmin)}:
  est[ha] >= estmin;
```

```
subject to ordcheg{n1 in N, n2 in N:
  (ord_lote[n2]=ord_lote[n1]+1)}
  sum{hi in HI}
  x[n1,hi] *(ord(hi,HI)*3-2+floor((tc+tp[n1])/5))
  <=
  sum{hi in HI}
  x[n2,hi] *(ord(hi,HI)*3-2+floor((tc+tp[n2])/5))
```

Anexo C: Programações obtidas no Estudo de Caso

<i>Sequência</i>		<i>h_i_{n_i}</i>						
		<i>5</i>	<i>6</i>	<i>10</i>	<i>11</i>	<i>15</i>	<i>16</i>	<i>18</i>
<i>SEQUS</i>	<i>Heur.</i>	<i>02:30</i>	<i>02:32</i>	<i>04:04</i>	<i>09:27</i>	<i>12:28</i>	<i>10:04</i>	<i>13:38</i>
	<i>Ótima</i>	<i>02:30</i>	<i>02:30</i>	<i>06:00</i>	<i>06:45</i>	<i>11:45</i>	<i>11:15</i>	<i>13:45</i>
<i>SEQ 01</i>	<i>Heur.</i>	<i>04:43</i>	<i>09:49</i>	<i>09:07</i>	<i>14:14</i>	<i>12:42</i>	<i>02:42</i>	<i>01:45</i>
	<i>Ótima</i>	<i>06:15</i>	<i>10:45</i>	<i>06:45</i>	<i>14:30</i>	<i>12:15</i>	<i>03:00</i>	<i>01:15</i>
<i>SEQ02</i>	<i>Heur.</i>	<i>02:38</i>	<i>09:53</i>	<i>13:17</i>	<i>05:04</i>	<i>12:52</i>	<i>09:36</i>	<i>01:27</i>
	<i>Ótima</i>	<i>02:30</i>	<i>10:15</i>	<i>13:10</i>	<i>05:00</i>	<i>12:45</i>	<i>09:15</i>	<i>01:30</i>
<i>SEQ03</i>	<i>Heur.</i>	<i>14:23</i>	<i>09:30</i>	<i>02:00</i>	<i>09:57</i>	<i>00:51</i>	<i>05:17</i>	<i>13:12</i>
	<i>Ótima</i>	<i>14:15</i>	<i>08:45</i>	<i>02:00</i>	<i>10:45</i>	<i>00:45</i>	<i>05:15</i>	<i>13:00</i>
<i>SEQ04</i>	<i>Heur.</i>	<i>02:38</i>	<i>14:14</i>	<i>01:32</i>	<i>05:05</i>	<i>12:42</i>	<i>09:59</i>	<i>09:02</i>
	<i>Ótima</i>	<i>03:00</i>	<i>14:30</i>	<i>01:15</i>	<i>05:00</i>	<i>12:15</i>	<i>10:30</i>	<i>08:15</i>
<i>SEQ05</i>	<i>Heur.</i>	<i>13:51</i>	<i>02:32</i>	<i>04:31</i>	<i>09:29</i>	<i>01:00</i>	<i>14:46</i>	<i>09:31</i>
	<i>Ótima</i>	<i>13:45</i>	<i>02:30</i>	<i>04:30</i>	<i>09:15</i>	<i>01:00</i>	<i>14:45</i>	<i>09:30</i>
<i>SEQ06</i>	<i>Heur.</i>	<i>04:43</i>	<i>13:54</i>	<i>02:16</i>	<i>02:10</i>	<i>08:17</i>	<i>09:59</i>	<i>13:56</i>
	<i>Ótima</i>	<i>04:30</i>	<i>13:45</i>	<i>03:45</i>	<i>00:45</i>	<i>08:45</i>	<i>09:45</i>	<i>13:45</i>
<i>SEQ07</i>	<i>Heur.</i>	<i>04:43</i>	<i>02:32</i>	<i>13:33</i>	<i>14:15</i>	<i>01:00</i>	<i>10:00</i>	<i>09:03</i>
	<i>Ótima</i>	<i>04:30</i>	<i>02:30</i>	<i>13:30</i>	<i>14:15</i>	<i>01:00</i>	<i>10:00</i>	<i>09:00</i>
<i>SEQ08</i>	<i>Heur.</i>	<i>04:43</i>	<i>13:53</i>	<i>01:50</i>	<i>02:32</i>	<i>08:14</i>	<i>14:30</i>	<i>09:21</i>
	<i>Ótima</i>	<i>04:30</i>	<i>13:30</i>	<i>01:45</i>	<i>02:30</i>	<i>08:00</i>	<i>14:45</i>	<i>09:15</i>
<i>SEQ09</i>	<i>Heur.</i>	<i>14:40</i>	<i>09:28</i>	<i>01:41</i>	<i>05:05</i>	<i>08:45</i>	<i>13:40</i>	<i>01:55</i>
	<i>Ótima</i>	<i>14:30</i>	<i>09:15</i>	<i>01:45</i>	<i>05:00</i>	<i>08:30</i>	<i>14:00</i>	<i>02:00</i>
<i>SEQ10</i>	<i>Heur.</i>	<i>02:38</i>	<i>14:21</i>	<i>01:32</i>	<i>13:54</i>	<i>08:17</i>	<i>09:59</i>	<i>04:25</i>
	<i>Ótima</i>	<i>03:00</i>	<i>14:15</i>	<i>01:15</i>	<i>13:45</i>	<i>08:15</i>	<i>09:45</i>	<i>04:15</i>

Tabela C.1: Programações obtidas no estudo de caso.