

# Un método multi-arranque aleatorizado para un problema de diseño de una red de caminos y ubicación de maquinaria y patios forestales con consideraciones ambientales

Ana L. González-Estrada<sup>1</sup>, Roger Z. Ríos-Mercado<sup>1</sup>, Oscar A. Aguirre-Calderón<sup>2</sup>

*Resumen*—En el aprovechamiento forestal el diseño de caminos para extraer la madera resulta de suma importancia. Las decisiones, sin embargo, incurren tanto en un costo económico como en un impacto ambiental. Además el diseño de la red de caminos es influenciado por la ubicación de los patios forestales y la ubicación de maquinaria evita que los operadores abran caminos innecesarios. Por lo anterior, en este trabajo, se introduce un problema de diseño de red de caminos y la ubicación de maquinaria y patios en el aprovechamiento forestal incorporando consideraciones ambientales. Se presenta una formulación combinatoria que considera diferentes criterios de planificación propios del campo y un método heurístico multi-arranque aleatorizado el cual consta de una fase donde se decide los puntos donde se ubicará maquinaria y los patios que se abrirán, una etapa iterativa donde se generan varias redes de caminos para conectar los puntos donde se ubicó maquinaria y los patios abiertos en la primera etapa, y una fase de mejora. El método incorpora elementos de aleatorización que consisten en elegir aleatoriamente los puntos donde se ubicará maquinaria y se abrirán patios. Los experimentos computacionales indican que la heurística encuentra soluciones de muy buena calidad en tiempos de cómputo razonables.

*Palabras clave*—diseño red de caminos, ubicación de instalaciones, método multi-arranque aleatorizado

## I. INTRODUCCIÓN

El problema de diseño de una red de caminos y ubicación de maquinaria y patios forestales es una combinación de tres problemas importantes en el aprovechamiento forestal. El primero es el diseño de la red de caminos, en términos generales, el objetivo es determinar los caminos que se utilizarán para el aprovechamiento forestal, a partir de una red de caminos existentes y caminos potenciales. El segundo problema es la ubicación de maquinaria forestal, en el cual se determinan los puntos donde se ubicará la maquinaria y para cada unidad de manejo forestal, llamada subrodal, se determina el punto donde se ubica la maquinaria desde el cual se cosechará. Por último el problema de ubicación de patios forestales, el cual a partir de posibles ubicaciones para los patios de recolección, almacenamiento y transformación de la madera se determinan los puntos en los cuales se

abrirán el número de patios deseados. En este trabajo se abordan los tres problemas simultáneamente. En primer lugar porque son los obstáculos que se han presentado en la industria forestal mexicana. En segundo lugar por que es un problema relevante en el campo forestal, ya que la construcción de caminos provoca daños ambientales negativos como compactación del suelo, sedimentación y erosión [1]. Además, los costos de construcción de carreteras y los costos de transporte son muy altos y el diseño de la infraestructura de caminos depende notablemente de la ubicación de los patios forestales [2]. En la literatura existen varios trabajos previos relacionados con el problema en los que abordan algunas de las componentes. Algunos han desarrollado métodos heurísticos y otros han utilizado métodos exactos como relajaciones. Considerando el aspecto de la construcción de los caminos se encuentran varios trabajos importantes como [3], [5]. El problema del diseño de la red de caminos considerando la ubicación de maquinaria ha sido estudiado en [9]. En los trabajos [6], [7], [8], se considera también el tipo de maquinaria. En [10], se integró además la opción de mejorar o no el camino, pero sin considerar ubicación de patios. En [11] formulan el problema de diseño de la red considerando costos de mantenimiento, transporte, construcción y cosecha. El problema de ubicación de patios de clasificación es estudiado en [2]. Hasta donde se tiene conocimiento, el estudio del problema de diseño de red de caminos y ubicación de maquinaria y patios forestales que se propone en este trabajo, no se ha abordado como tal en la literatura especializada. Además se consideran diferentes tipos de caminos y se aborda el problema limitando el impacto ambiental negativo y considerando la reforestación de caminos no utilizados. Dada la inherente complejidad computacional del problema en cuestión, en este trabajo se presenta una metodología heurística para abordar el problema de diseño de una red de caminos forestales y ubicación de maquinaria y patios para el aprovechamiento forestal. Primero presentamos la formulación combinatoria del problema y luego un método heurístico constructivo. El método heurístico explota la estructura de bosque de la red de caminos en las soluciones óptimas. Primero selecciona de manera aleatoria los vértices donde se

<sup>1</sup> Programa de Posgrado de Ingeniería de Sistemas, Universidad Autónoma de Nuevo León, San Nicolás de los Garza, NL, 66450, México, E-mail: {ana, roger}@yalma.fime.uanl.mx. <sup>2</sup> Programa de Posgrado en Ciencias Forestales, Universidad Autónoma de Nuevo León, Linares, NL 67700, México

ubicará maquinaria. Luego se selecciona de manera aleatoria pero ponderada los patios a abrir. Después de manera iterada diseña la red de caminos, generando estructuras de árbol con los caminos en cada patio abierto para conectarlo con los puntos donde se ubica maquinaria. Éste método ha dado muy buenos soluciones en tiempos razonables, dando resultados de buena calidad en tiempos de cómputo razonablemente pequeños.

## II. PLANTEAMIENTO DEL PROBLEMA

Partiendo del plan de manejo forestal dividido en  $n$  periodos, el conjunto  $T = \{1, \dots, n\}$  es el conjunto de los índices de los periodos. Sea  $G(V, A)$  un grafo, donde  $V$  es el conjunto de vértices y  $A$  es el conjunto de aristas. El conjunto de vértices  $V$  es formado por la unión de dos subconjuntos disjuntos, el subconjunto  $V^h$  de los vértices que representan a los subrodales y el subconjunto  $V^e$  de los vértices de enlace de caminos. Además tenemos los siguientes subconjuntos:  $V_t^h$ , el subconjunto de subrodales que se cosecharán en el periodo  $t$ ;  $t \in T$ ;  $V^f$ , es el subconjunto de vértices que representan las posibles ubicaciones para los patios forestales;  $V^m$ , es el subconjunto de vértices de maquinaria que representan las posibles ubicaciones de las maquinaria. El conjunto  $A$  de aristas es particionado en dos subconjuntos disjuntos, el primero es el subconjunto  $A^c$  de caminos y el segundo el subconjunto  $A^h$  de arcos de cosecha, donde  $(i, j) \in A^h$  si  $i \in V^h$  y  $j \in V^m$ , representando que el subrodal en el vértice  $i$  puede ser cosechado desde el vértice de maquinaria  $j$ . Además para cada  $i \in V^h$  el subconjunto de arcos que salen del vértice  $i$  es definido como  $A_i^h = \{(i, j) \mid (i, j) \in A^h\}$ . Además se tienen los siguientes subconjuntos de  $A^c$ :  $A^p$ , es el subconjunto de caminos potenciales;  $A^r$ , es el subconjunto de caminos existentes que pueden ser reforestados si no se utilizan. Como los caminos pueden ser de diferente tipo de construcción y los costos dependen de éste, entonces se determina para cada camino  $(i, j)$  el conjunto  $K_{ij}$  de tipos de caminos que pueden construirse en la arista  $(i, j)$ ;  $(i, j) \in A^c$ . Los parámetros utilizados son los siguientes:

$W_{it}$  volumen de madera a ser cosechada en el subrodal  $i$ , en el periodo  $t$ ;  $t \in T$ ,  $i \in V_t^h$ .

$P_{it}$  precio de venta por unidad de volumen de la madera a ser cosechada en el subrodal  $i$ , en el periodo  $t$ ;  $t \in T$ ,  $i \in V_t^h$ .

$C_{ijt}^h$  costo unitario de cosechar el subrodal  $i$  desde el vértice  $j$  en el periodo  $t$ ;  $t \in T$ ,  $(i, j) \in A^h$  tal que  $i \in V_t^h$ .

$C_{ijk}^{rh}$  costo por habilitar el camino  $(i, j)$  del tipo  $k$  en el periodo  $t$ ;  $(i, j) \in A^c$ ,  $k \in K_{ij}$ ,  $t \in T$ .

$C_{ijk}^{tt}$  costo unitario de transportar la madera a través del camino  $(i, j)$ , si es del tipo  $k$  en periodo  $t$ ;  $i, j \in V^e$  tal que  $(i, j) \in A^c$ ,  $k \in K_{ij}$ ,  $t \in T$ .

$C_{ijk}^{rm}$  costo de dar mantenimiento al camino  $(i, j)$  del tipo  $k$ , en periodo  $t$ ;  $(i, j) \in A^c$ ,  $k \in K_{ij}$ ,  $t \in T$ .

$C_i^f$  costo de abrir el patio  $i$ .

$G_{ij}$  ganancia al reforestar camino  $(i, j)$ ;  $(i, j) \in A^r$ .

$L_{ij}$  longitud del camino  $(i, j)$ ;  $(i, j) \in A^c$ .

$D$  Límite superior para la densidad de caminos.

$T^s$  superficie total del área en estudio.

$n^f$  número de patios por abrir.

### A. Formulación Combinatoria

Por lo tanto, se debe determinar el conjunto  $B$  de patios que se abrirán. Además, para cada periodo  $t \in T$ , es necesario determinar los siguientes conjuntos de decisión:

$X_t^m$  Los vértices donde la maquinaria se ubicará.

$Y_t^c$  Los caminos que se habilitarán.

$Y_t^u$  Los caminos que recibirán mantenimiento.

$Z_t^h$  Los arcos de cosecha que serán usados.

Además para cada camino  $(i, j) \in \bigcup_{t \in T} Y_t^c$  se necesita determinar el flujo de madera  $f_{ijt}$  en cada periodo  $t$ ,  $t \in T$  y el tipo de camino  $k_{ij} \in K_{ij}$ . Por lo tanto una solución puede ser expresada como  $S = ((X_t^m, Z_t^h, Y_t^c, Y_t^u, F_t)_{t \in T}, K, B)$ . Donde  $K$  es el conjunto de tipos de caminos, esto es  $K = \{k_{ij} \mid (i, j) \in \cup Y_t^c\}$  y  $F_t = (f_{ijt})$  es la matriz de flujos de madera en el periodo  $t$ . Para que una solución  $S$  sea una solución factible al problema, se requiere cumplir con las siguientes restricciones:

$$|Z_{it}^h| \leq 1 \quad t \in T, i \in V_t^h \quad (1)$$

$$(i, j) \in Z_t^h \implies j \in X_t^m \quad t \in T, j \in V^m \quad (2)$$

$$\sum_{i \in V^e \mid (i, j) \in Y_t^c \cup Y_t^u} (f_{ijt} - f_{jlt}) + \sum_{i \in V_t^h \mid (i, j) \in Z_t^h} W_{it} = 0 \quad t \in T, j \in V^e \setminus B \quad (3)$$

$$\sum_{(i, b) \in Y_t^c \cup Y_t^u \mid b \in B} (f_{ibt} - f_{btt}) - \sum_{i \in V_t^h \mid \exists (i, b) \in Z_t^h, b \in B} W_{it} = 0 \quad t \in T \quad (4)$$

$$f_{ijt} + f_{jlt} > 0 \implies (i, j) \in Y_t^c \cup Y_t^u \quad (i, j) \in A^c \quad (5)$$

$$\text{Si } (i, j) \in Y_t^u \implies (i, j) \in \bigcup_{t_1 \leq t} Y_{t_1}^c \quad t \in T, (i, j) \in A^c \quad (6)$$

$$Y_{t_1}^c \cap Y_{t_2}^c = \emptyset, t_1, t_2 \in T \quad (i, j) \in A^c \quad (7)$$

$$\sum_{(i, j) \in \bigcup_{t \in T} Y_t^c} L_{ij} \leq T^s D \quad (8)$$

donde  $Z_{it}^h = \{(i, j) \in A^h \mid (i, j) \in Z_t^h\}$ . Las restricciones (1) indican que para cada periodo  $t$ , cada subrodal  $i$  es cosechado a lo más una vez en cada periodo. Las restricciones (2) aseguran que cada arco de cosecha  $(i, j)$  puede ser utilizado en el periodo  $t$  si en el vértice  $j$  se ubica maquinaria. Las restricciones (3) son para mantener la conservación del flujo de madera en cada vértice donde no se abre patio. Las restricciones (4) aseguran que toda la madera cosechada termina en los patios abiertos. Las restricciones (5) aseguran que si el camino  $(i, j)$  es usado en el periodo  $t$  como del tipo  $k$ , entonces es por que el camino se ha habilitado o se le ha dado mantenimiento del tipo  $k$  en el periodo  $t$ . Las restricciones (6) aseguran que si el camino  $(i, j)$  del tipo  $k$  recibe mantenimiento en el periodo  $t$ , entonces el camino debe ser habilitado previamente. Las restricciones (7) indican que el camino  $(i, j)$  es habilitado a lo más una vez.

La restricción (8) es usada para asegurar que la densidad de caminos sea menor que el límite superior. Dada una solución  $S$  la función objetivo esta dada por

$$f(S) = \sum_{t \in T} \sum_{(i,j) \in Z_t^h} (P_{it} - C_{ijt}^h) W_{it} - \sum_{b \in B} C_b^f + \sum_{(i,j) \in A^r \setminus \cup_{t \in T} Y_t^c} G_{ij} - \sum_{(i,j) \in \cup_{t \in T} Y_t^c} f_{ij}(S) \quad (9)$$

donde

$$f_{ij}(S) = \sum_{t \in T | (i,j) \in Y_t^c} C_{ijk_{ij}t}^{rh} + \sum_{t \in T | (i,j) \in Y_t^u} C_{ijk_{ij}t}^{rm} + \sum_{t \in T} (f_{ijt} + f_{jit}) C_{ijk_{ij}t}^{tt} \quad (10)$$

Si  $P$  es el conjunto de todas las soluciones  $S$  que satisfacen las restricciones de (1) a (8). Por tanto el problema consiste en encontrar la solución  $S$  con la ganancia máxima:

$$\max_S \{f(S) \mid S \in P\} \quad (11)$$

Observemos que para una solución parcial  $S' = ((X_t^m, Y_t^c, Y_t^u, Z_t^h)_{t \in T}, K, B)$  dada, sea  $G_t(V_t^S, A_t^S)$ , el grafo inducido por  $A_t^S = Y_t^c \cup Y_t^u$  para cada periodo  $t \in T$ . Si para cada  $t \in T$ , el grafo  $G_t(V_t^S, A_t^S)$  es un bosque, en el cual hay solo un patio abierto en cada árbol del grafo. Entonces para cada  $j \in X_t^m$  existe una ruta  $r_{jt} = \{v_1 = j, \dots, v_f = b^*\}$  de  $j$  a algún patio abierto  $b^*$ . Por lo tanto, podemos definir la matriz  $F_t$  para cada  $t \in T$ , de la manera siguiente:

$$f_{uvt} = \sum_{j \in X_t^m | (u,v) \in A(r_{jt})} W_{jt}^{mv}, t \in T, (u,v) \in A^c \quad (12)$$

donde  $W_{jt}^{mv}$  es la madera cosechada desde el vértice  $j$  en el periodo  $t$ . De esta manera, si se tiene una solución parcial  $S' = ((X_t^m, Y_t^c, Y_t^u, Z_t^h)_{t \in T}, K, B)$  que cumpla las restricciones (1), (2), (6), (7) y (8) y que para cada  $t \in T$ , el grafo  $G_t(V_t^S, A_t^S)$  sea un bosque en el cual hay solo un patio abierto en cada árbol, tendremos una solución factible al problema, ya que las restricciones (3) a (5) se cumplen por ser  $G_t(V_t^S, A_t^S)$  un bosque. Por otro lado, siempre que tengamos una solución óptima al problema, ésta se puede transformar en una solución donde para cada  $t \in T$ , el grafo  $G_t(V_t^S, \{(u,v) \in Y_t^c \cup Y_t^u \mid f_{uvt} + f_{vut} > 0\})$  es un bosque y en el cual cada árbol contiene un solo patio abierto. Por lo tanto nuestro método constructivo se enfoca en construir una solución parcial  $S' = ((X_t^m, Y_t^c, Y_t^u, Z_t^h)_{t \in T}, K, B)$  que cumpla las restricciones (1), (2), (6), (7) y (8) y que  $G_t(V_t^{S'}, A_t^{S'})$  sea un bosque para cada periodo  $t \in T$ , quedando determinado así los flujos de madera a través de la red y obteniendo una solución  $S'$  factible al problema original.

### III. MÉTODO HEURÍSTICO

El método propuesto es una heurística multi-arranque la cual se muestra en el Algoritmo 1. Debido a que para cada vértice donde se ubique maquinaria se requiere determinar la ruta a algún patio abierto, para agilizar el método heurístico pero sin perder

diversificación, se propone realizar un preproceso, en el cual se calcularán las  $p$  rutas más cortas para cada par de vértices. Por tanto, en primer lugar para cada par  $(i, j)$ ,  $i, j \in V^c$  se construye el conjunto  $R_{ij}^p$ , de las  $p$  rutas más cortas de  $i$  a  $j$ , de acuerdo a [12], considerando la longitud de los caminos. Denotamos por  $R$  la colección de todos los conjuntos  $R_{ij}^p$ . Luego la solución  $S^* = (\{X_t^m, Z_t^h, Y_t^c, Y_t^u\}_{t \in T}, K, B)$ , es inicializada (Paso 2), la cual representa a la mejor solución encontrada. Después inicia el proceso iterativo, donde se construye una solución factible (Paso 4) utilizando el procedimiento  $G\_R\_C(PI, R, \alpha)$  y luego se aplica la fase de mejora  $LP(PI, S)$  (Paso 5). La mejor solución encontrada se actualiza y la salida es la mejor solución encontrada.

---

**Algoritmo 1** Iterative-Constructive-Method( $PI, p, \alpha, IterNum$ )

---

**Entrada:**  $PI$ : instancia del problema,  $p$ : parámetro para el procedimiento Shortest-Paths( $p$ ),  $\alpha$ : el parámetro de umbral de calidad,  $IterNum$ : número de iteraciones.

**Salida:**  $S^*$  mejor solución encontrada.

- 1:  $R = \{R_{ij}^p\} \leftarrow \text{Shortest-Paths}(PI, p)$ .
  - 2:  $S^* \leftarrow (\{\emptyset, \emptyset, \emptyset, \emptyset\}_{t \in T}, \emptyset, \emptyset)$ .
  - 3: **para**  $1, \dots, IterNum$  **hacer**
  - 4:  $S \leftarrow G\_R\_C(PI, R, \alpha)$ .
  - 5:  $S \leftarrow LP(PI, S)$ .
  - 6: Si  $S$  es mejor que  $S^*$  entonces  $S^* \leftarrow S$ .
  - 7: **fin para**
  - 8: **devolver**  $S^*$ .
- 

El Algoritmo 2 muestra el procedimiento  $G\_R\_C(PI, R, \alpha)$ . Primero se determinan los vértices donde se ubicará maquinaria y los arcos de cosecha a utilizar con el procedimiento  $M\_L(PI)$  (Paso 1). Después se inicializa el tipo de camino  $k \in K_{ij}$  para  $(i, j) \in A^c$  con el procedimiento  $I\_R\_T(R, X^m)$  (Paso 2). Utilizando los resultados de los dos procedimientos anteriores, en el procedimiento  $Y\_L(PI, R, X_t^m, K)$  se determinan los patios que se abrirán (Paso 4). El corazón del método constructivo está dado en los pasos 5-7, los cuales conforman un proceso iterativo. Primero, el procedimiento  $M\_V\_C(PI, R, \{X_t^m, Z_t^h\}_{t \in T}, K, B, \alpha)$  determina un conjunto de aristas de caminos  $Y^{\text{pre}}$  que no superan el límite de densidad de caminos y tal que cubran a casi todos los vértices de maquinaria  $X_t^m$  y actualiza los conjuntos  $\{X_t^m, Z_t^h\}_{t \in T}$  (Paso 5). Por lo tanto, da como resultado la siguiente solución parcial  $S^{\text{p1}} = (\{X_t^m, Z_t^h\}_{t \in T}, Y^{\text{pre}})$ . Mediante el procedimiento  $N\_D(PI, \{X_t^m, Z_t^h\}_{t \in T}, Y^{\text{pre}}, K, B)$  se determinan los conjuntos de los caminos que se habilitarán y a los que se les dará mantenimiento en cada periodo  $t$ , es decir,  $S^{\text{p2}} = \{Y_t^c, Y_t^u\}_{t \in T}$  (Paso 6). Por lo tanto, se tiene ahora una solución parcial al problema  $S' = ((X_t^m, Y_t^c, Y_t^u, Z_t^h)_{t \in T}, K, B)$  (Paso 7). A partir de esta solución el procedimiento  $R\_U(PI, S', K, B)$  calcula la matriz de flujo  $F_t$  para cada pe-

riodo  $t \in T$  y actualiza los tipos de caminos. Estos últimos tres procedimientos (Pasos 5 a 8) se repiten nuevamente, ya que la decisión de que caminos usar depende fuertemente de los costos de los caminos, los cuales pueden cambiar al actualizar los tipos de caminos. Por tal motivo, en cada iteración, se actualiza la mejor solución  $S^*$  (Paso 9). Finalmente la solución  $S^*$  es la salida (Paso 13).

---

**Algoritmo 2** G.R.C( $PI, R, \alpha$ )
 

---

**Entrada:**  $R$ : colección de rutas  $R_{ij}^p$ ,  $\alpha$ : parámetro para la lista restringida de candidatos.

**Salida:**  $S$ .

- 1:  $\{X_t^m, Z_t^h\}_{t \in T} \leftarrow \text{M.L}(PI)$ .
  - 2:  $K \leftarrow \text{I.R.T}(PI, R, X_t^m)$ .
  - 3:  $B \leftarrow \text{Y.L}(PI, R, X_t^m, K)$ .
  - 4: **mientras** Condición de paro **hacer**
  - 5:  $S^{p1} \leftarrow \text{M.V.C}(PI, R, \{X_t^m, Z_t^h\}_{t \in T}, K, B, \alpha)$ .
  - 6:  $S^{p2} \leftarrow \text{N.D}(PI, \{X_t^m, Z_t^h\}_{t \in T}, Y^{\text{pre}}, K, B)$ .
  - 7:  $S' \leftarrow ((X_t^m, Y_t^c, Y_t^u, Z_t^h)_{t \in T}, K, B)$
  - 8:  $S \leftarrow \text{R.U}(PI, S')$ .
  - 9: **si**  $f(S^*) < f(S)$  **entonces**
  - 10:      $S^* \leftarrow S$ .
  - 11: **fin si**
  - 12: **fin mientras**
  - 13: **devolver**  $S^*$
- 

El procedimiento  $\text{M.L}(PI)$  es descrito en el Algoritmo 3. En éste procedimiento para cada periodo  $t \in T$ , se inicializan los conjuntos  $X_t^m, Z_t^h$  (Paso 2). Después para cada subrodal  $i \in V^t$  se le asigna un vértice de maquinaria  $j^*$  aleatoriamente del subconjunto de vértices de maquinaria desde los cuales el subrodal  $i$  puede ser cosechado (Paso 4). La selección se realiza al azar para dar diversidad al conjunto de soluciones encontradas y evitar estancarse en óptimos locales. Después  $j^*$  y  $(i, j^*)$  se agregan a la solución (Paso 5). Finalmente la salida es la colección  $\{X_t^m, Z_t^h\}_{t \in T}$  (Paso 8).

---

**Algoritmo 3** M.L( $PI$ )
 

---

**Entrada:**  $PI$  instancia.

**Salida:**  $\{X_t^m, Z_t^h\}_{t \in T}$ .

- 1: **para todo**  $t \in T$  **hacer**
  - 2:  $X_t^m \leftarrow \emptyset, Z_t^h \leftarrow \emptyset$ .
  - 3: **para**  $i \in V_t^h$  **hacer**
  - 4:  $j^* \leftarrow \text{random}(\{j \in V^m \mid (i, j) \in A^h\})$ .
  - 5:  $X_t^m \leftarrow X_t^m \cup \{j^*\}, Z_t^h \leftarrow Z_t^h \cup \{(i, j^*)\}$ .
  - 6: **fin para**
  - 7: **fin para**
  - 8: **devolver**  $\{X_t^m, Z_t^h\}_{t \in T}$ .
- 

El procedimiento  $\text{I.R.T}(R, \{X_t^m\}_{t \in T})$  se describe en el Algoritmo 4. Este procedimiento asigna a cada camino el tipo de camino que mejor convenga, suponiendo que la madera cosechada en cada vértice de maquinaria se transporta al patio más cercano. Para esto denotamos por  $b_j^*$ ,  $j \in \bigcup_{t \in T} X_t^m$ , al patio potencial al cual corresponde el camino más corto (de

acuerdo a la distancia) al vértice de maquinaria  $j$  y  $z_{ijt}$  es el flujo de madera en el camino  $(i, j)$  en el periodo  $t$ . Se determina  $b_j^*$ , para cada  $j \in X^m$  (Paso 1). Con esta información se calcula el flujo de madera  $z_{ijt}$  para cada camino  $(i, j)$  y periodo  $t$ , trasladando la madera en cada vértice  $j$  a través de la ruta más corta en  $R$  al patio  $b_j^*$ . Después se determina el primer periodo  $t_{ij}^s$  en el cual el camino es necesario  $(i, j)$  (Paso 4). A continuación, para cada tipo de camino  $k \in K_{ij}$  se determina el mejor periodo  $t_{ijk}$  para habilitar el camino  $(i, j)$  de acuerdo con  $t_{ij}^s$  y  $f_{ijk}^{\text{costo}}(t)$ , la suma de los costos fijos (habilitar y dar mantenimiento) (Paso 5). Después se elige el tipo de camino con menor costo total  $g(i, j, t_{ijk}, k)$  (Paso 6), es decir, el costo de habilitar, dar mantenimiento al camino y transportar la madera a través del camino. Finalmente se regresa el conjunto  $K$  (Paso 8).

---

**Algoritmo 4** I.R.T( $PI, R, \{X_t^m\}_{t \in T}$ )
 

---

**Entrada:**  $PI, R, \{X_t^m\}_{t \in T}$ .

**Salida:**  $K$ .

- 1: Determinar  $b_j^* \leftarrow j \in X_t^m$ .
  - 2: Calcular  $z_{uv}$ ,  $(u, v) \in A^c, t \in T$ .
  - 3: **para**  $(u, v) \in A^c$  **hacer**
  - 4: Determinar  $t_{ij}^s$ .
  - 5:  $t_{ijk} \leftarrow \text{argmin}_{t \in T \mid t \leq t_{ij}^s} \{f_{ijk}^{\text{costo}}(t)\}, k \in K_{ij}$ .
  - 6:  $k_{ij} = \text{argmin}_{k \in K_{ij}} \{g(i, j, t_{ijk}, k)\}$ .
  - 7: **fin para**
  - 8: **devolver**  $K$ .
- 

El procedimiento  $\text{Y.L}(PI, R, \{X_t^m, Z_t^h\}_{t \in T}, K)$  es descrito en el Algoritmo 5. Primero se inicializa el conjunto  $B$  (Paso 1). Para determinar que patios se abran, se considera el costo de abrir cada patio junto con el costo de transportar toda la madera a cada patio. Como nos interesan los patios con menor costo, se le asigna a cada patio el *peso*( $i$ ) que representa el inverso del costo de abrir el patio  $i$  y de transportar toda la madera al patio  $i$ , de esta manera los patios con menor costo, serán los que tengan un *peso*( $i$ ) mayor (Paso 2). Después se calcula la variable *PesoTotal* (Paso 3), la cual representa la suma de los pesos de los patios que no estén en  $B$ . Luego comienza un ciclo para seleccionar los patios a abrir. En cada iteración se selecciona aleatoriamente un patio  $i^*$  del conjunto de patios que no han sido seleccionados, de tal manera que la probabilidad de seleccionar el patio  $i$  es  $\frac{\text{peso}(i)}{\text{PesoTotal}}$  (Paso 5). En cada iteración se actualiza *PesoTotal* y  $B$  (Paso 6-7). Al final se regresa el conjunto  $B$  (Paso 9).

El Algoritmo 6 muestra el procedimiento  $\text{M.V.C}(R, \{X_t^m, Z_t^h\}_{t \in T}, K, B, \alpha)$ . En este procedimiento denotamos por  $Q$  al conjunto de vértices de maquinaria los cuales deben ser cubiertos, es decir, para los cuales debe existir una ruta hacia algún patio abierto.  $V^c$  el conjunto de vértices que han sido cubiertos,  $L^*$  la longitud total de los caminos seleccionados en  $Y^{\text{pre}}$ . Primero los conjuntos  $Y^{\text{pre}}, Q, V^c$  son inicializados y las variable  $L^*$  se inicializa con  $L$ , la suma

---

**Algoritmo 5**  $YL(PI, R, \{X_t^m, Z_t^h\}_{t \in T}, K)$ 


---

**Entrada:**  $PI, R, \{X_t^m, Z_t^h\}_{t \in T}, K$ .

**Salida:**  $B$ .

- 1:  $B \leftarrow \emptyset$ .
  - 2: Calcular  $peso(i), i \in V^f$ .
  - 3:  $PesoTotal \leftarrow \sum_{i \in V^f} peso(i)$ .
  - 4: **mientras**  $|B| < n^f$  **hacer**
  - 5:  $i^* \leftarrow random\{i \in V^f \mid i \notin B\}$ .
  - 6:  $PesoTotal \leftarrow PesoTotal - peso(i^*)$
  - 7:  $B \leftarrow B \cup \{i^*\}$
  - 8: **fin mientras**
  - 9: **devolver**  $B$ .
- 

de las longitudes de los caminos existentes que no pueden ser reforestados (Paso 1). Después inicia el procedimiento iterativo, el cual va agregando caminos a  $Y^{pre}$  con los que conecta los vértices en  $Q$  con los de  $V^c$ . En cada iteración se selecciona el vértice de maquinaria  $j^*$  del conjunto  $Q$ , con mayor valor de la siguiente función:

$$\psi(j) = \frac{W_j^T n_j^p}{T^{vt} n} \quad (13)$$

donde  $W_j^T$  es el volumen total de madera que se cosecha desde el vértice  $j$  y  $n_j^p$  el número de periodos en los cuales el vértice  $j$  es usado como vértice de maquinaria, para dar prioridad a los vértices con mayor volumen o que se usen en varios periodos. Para cada  $i \in V^c$  y  $l \in \{1, \dots, p\}$  existe una ruta potencial  $r_{j^*il}$  que conecta a  $j^*$  al conjunto  $V^c$ . Por lo tanto, determinamos el subconjunto  $R_{j^*}^{fp}$  de rutas potenciales  $r_{j^*il}$  que conectan a  $j^*$  con algún vértice  $i$  de  $V^c$  y no excede el límite de densidad de caminos. Para lograr lo anterior, para cada  $i \in V^c$  y  $l \in \{1, \dots, p\}$  se calcula el incremento en la longitud de camino  $l_{j^*il}$  para cada ruta  $r_{j^*il}$  (Paso 5) y se forma el conjunto de rutas factibles  $R_{j^*}^{fp}$  que no exceden el límite de densidad de caminos (Paso 6). Si  $R_{j^*}^{fp} \neq \emptyset$ , entonces para cada  $r_{j^*il}$  en  $R_{j^*}^{fp}$  se calcula la siguiente función voraz (Paso 8):

$$\varphi(r_{j^*il}) = f^l(r_{j^*il}) + f_1^c(r_{j^*il}) + f_2^c(r_{j^*il}) \quad (14)$$

En esta función, nosotros consideramos la suma de tres términos. El primero es  $f^l(r_{j^*il})$  es el incremento de la longitud de caminos si se agrega la ruta  $r_{j^*il}$  normalizado por  $N^L$ , el promedio de longitud de todas las rutas en  $R$ . El segundo término  $f_1^c(r_{j^*il})$  considera el costo de transporte de la madera a través de la ruta  $r_{j^*il}$  normalizado por  $N^C$ , el cual es el producto del volumen de madera total por el promedio de costo de transporte de madera por periodo  $t$  de todas las rutas en  $R$ , considerando para cada arco de camino el costo de transporte como el promedio de los costos de transporte de los diferentes tipos de camino. El tercer término  $f_2^c(r_{j^*il})$  es la suma de las ganancias por reforestar que se perderán si se utiliza la ruta  $r_{j^*il}$ , normalizado por  $N^G$ , el cual

es el promedio de las ganancias por reforestar que se pierden por cada ruta en  $R$ . La idea de considerar los tres términos se debe a que podemos tener un camino con el incremento de longitud de caminos menor, pero los costos de transporte o la pérdida de ganancias por reforestar altos, o viceversa. Siguiendo el espíritu de GRASP, se construye una lista restringida de candidatos de rutas  $RCL$  de acuerdo al parámetro  $\alpha$ , seleccionando las rutas  $r_{j^*il} \in R_{j^*}^{fp}$  con un valor de la función  $\psi(j)$ , a un  $\alpha\%$  del menor valor (Paso 9). Después un camino  $r_{j^*i^*l^*}$  es seleccionado de  $RCL$  aleatoriamente (Paso 10), luego se agrega la ruta  $r_{j^*i^*l^*}$  a la solución, actualizando los conjuntos  $Y^c, V^c$  y la variable  $L^*$  (Pasos 11 y 12). Si  $R_{j^*}^{fp} = \emptyset$ , entonces el vértice  $j^*$  se remueve de la solución y se actualizan los conjuntos  $X_t^m$  y  $Z_t^h$  (Pasos 14 y 15). Antes de terminar la iteración se elimina a  $j$  de  $Q$  (Paso 17). Al finalizar con  $Q = \emptyset$ , los conjuntos  $(\{X_t^m, Z_t^h\}_{t \in T}, Y^{pre})$ , son la salida del procedimiento (Paso 19).

---

**Algoritmo 6**  $M.V-C(PI, R, \{X_t^m, Z_t^h\}_{t \in T}, K, W, \alpha)$ 


---

**Entrada:**  $PI, R, \{X_t^m, Z_t^h\}_{t \in T}, K, W, \alpha$ .

**Salida:**  $(\{X_t^m, Z_t^h\}_{t \in T}, Y^{pre})$ .

- 1:  $Y^{pre} \leftarrow \emptyset; Q \leftarrow \bigcup_{t \in T} X_t^m; V^c \leftarrow B; L^* \leftarrow L$ .
  - 2: **mientras**  $Q \neq \emptyset$  **hacer**
  - 3: Calcular  $\psi(j), j \in Q$ , de acuerdo con (13).
  - 4:  $j^* \leftarrow argmax_{j \in Q} \{\psi(j^*)\}$ .
  - 5: Calcular  $l_{j^*il}, i \in V^c, r_{j^*il} \in R_{j^*}^{fp}$ .
  - 6:  $R_{j^*}^{fp} \leftarrow \{r_{j^*il} \mid l_{j^*il} + L^* \leq T^s D\}$ .
  - 7: **si**  $R_{j^*}^{fp} \neq \emptyset$  **entonces**
  - 8: Calcular  $\varphi(r_{j^*il}), r_{j^*il} \in R_{j^*}^{fp}$ , según (14).
  - 9: Determinar  $RCL$
  - 10:  $r_{j^*i^*l^*} \leftarrow random(RCL)$ .
  - 11:  $Y^{pre} \leftarrow Y^{pre} \cup A(r_{j^*i^*l^*})$ .
  - 12:  $V^c \leftarrow V^c \cup r_{j^*i^*l^*}; L^* \leftarrow L^* + l_{j^*i^*l^*}$ .
  - 13: **si no**
  - 14:  $X_t^m \leftarrow X_t^m \setminus \{j^*\}, t \in T$ .
  - 15:  $Z_t^h \leftarrow Z_t^h \setminus \{(i, j^*)\}, t \in T$ .
  - 16: **fin si**
  - 17:  $Q \leftarrow Q \setminus \{j^*\}$ .
  - 18: **fin mientras**
  - 19: **devolver**  $(\{X_t^m, Z_t^h\}_{t \in T}, Y^{pre})$
- 

El procedimiento  $N.D(\{X_t^m, Z_t^h\}_{t \in T}, Y^{pre}, K, B)$  se muestra en el algoritmo 7. Para cada periodo  $t$ , los conjuntos  $Y_t^c, Y_t^u, Q, V_t^e$  son inicializados (Paso 2),  $Q$  representa los vértices de maquinaria a cubrir en el periodo  $t$  y  $V_t^e$  representa los vértices de enlaces de caminos que se utilizan en el periodo  $t$ . Luego se calcula  $CF_{ij}$  el costo fijo para cada camino  $(i, j) \in Y^{pre}$  en el periodo  $t$  (Paso 3), es decir, si  $(i, j) \notin \bigcup_{t' \in T \mid t' \leq t} Y_{t'}^c$  entonces  $CF_{ij} = C_{ijk_{ijt}}^{rh}$ , de otro modo  $CF_{ij} = C_{ijk_{ijt}}^{rm}$ . Luego para cada vértice  $j$  en  $Q$  se agrega la ruta de  $j$  a algún patio abierto como se describe a continuación. En cada iteración,

se elige el vértice  $j$  en  $Q$  con el volumen máximo de madera en el horizonte de planificación (Paso 5). Después se calcula  $CT_{ij}$  el costo total para cada camino, sumando  $CF_{ij}$ , el costo fijo para el camino  $(i, j)$  al costo de transportar  $W_{jt}^{mv}$ , el volumen de madera que se cosecha desde el vértice  $j$  en el periodo  $t$ , a través del camino  $(i, j)$  (Paso 6). A continuación, se calcula la ruta más corta  $\rho_j^* = \{j, v_1, \dots, v_f\}$  de  $j^*$  en el grafo  $G' = (V^e, Y^{\text{pre}})$ , con respecto a los costos  $CT_{uv}$  (Paso 7). Para asegurar que el grafo en el periodo  $t$  tenga la estructura deseada (un bosque donde cada árbol contenga exactamente un patio abierto), utilizaremos  $\hat{\rho}_j^*$  la subruta de  $\rho_j^*$  que conecta a  $j^*$  con algún vértice de  $V_t^e$ . Se agregan al conjunto  $Y_t^c$ , las aristas de caminos en la ruta  $\hat{\rho}_j^*$  que no están en  $\bigcup_{t' \in T | t' < t} Y_{t'}^c$  (Paso 8). Después se agregan a  $Y_t^u$  las aristas de caminos en la ruta  $\hat{\rho}_j^*$  que están en  $\bigcup_{t' \in T | t' < t} Y_{t'}^c$  (Paso 9) y por último se agregan los vértices de enlace de caminos por los que pasa la ruta  $\hat{\rho}_j^*$  a  $V_t^e$  (Paso 10). Después el vértice de maquinaria  $j^*$  es eliminado de  $Q$  (Paso 11), los costos fijos  $CF_{ij}$  de los caminos  $(i, j) \in Y^{\text{pre}}$  son actualizados (Paso 12). Finalmente la salida es  $S^{\text{p2}}$  (Paso 15).

---

**Algoritmo 7**  $N\_D(PI, \{X_t^m, Z_t^h\}_{t \in T}, Y^{\text{pre}}, K, B)$

---

**Entrada:**  $PI, \{X_t^m, Z_t^h\}_{t \in T}, Y^{\text{pre}}, K, B$ .

**Salida:**  $S^{\text{p2}} = \{Y_t^c, Y_t^u\}_{t \in T}$ .

```

1: para  $t \in T$  hacer
2:    $Y_t^c \leftarrow \emptyset, Q \leftarrow X_t^m, V_t^e \leftarrow \emptyset$ .
3:   Compute  $CF_{ij}, (i, j) \in Y^{\text{pre}}$ .
4:   mientras  $Q \neq \emptyset$  hacer
5:      $j^* \leftarrow \operatorname{argmax}_{j \in X_t^m} \{\sum_{t' \in T | t' \geq t} V_{jt'}^T\}$ .
6:     Calcular  $CT_{ij}, (i, j) \in Y^{\text{pre}}$ .
7:     Calcular  $\rho_{j^*} = \{j^*, v_1, \dots, v_f\}$ .
8:      $Y_t^c \leftarrow Y_t^c \cup \{(i, j) \in A(\hat{\rho}_{j^*}^*) \mid (i, j) \notin \cup Y_{t'}^c\}$ .
9:      $Y_t^u \leftarrow Y_t^u \cup \{(i, j) \in A(\hat{\rho}_{j^*}^*) \mid (i, j) \in \cup Y_{t'}^c\}$ .
10:     $V_t^e \leftarrow \{j \in V^e \mid j \text{ esta en la ruta } \hat{\rho}_{j^*}^*\}$ 
11:     $Q \leftarrow Q \setminus \{j^*\}$ .
12:     $CF_{uv} \leftarrow 0, (u, v) \in A(\hat{\rho}_{j^*}^*)$ .
13:  fin mientras
14: fin para
15: devolver  $S^{\text{p2}} = \{Y_t^c, Y_t^u\}_{t \in T}$ .

```

---

El procedimiento  $R\_U(PI, S)$  se describe a continuación. En este procedimiento se calculan los flujos de madera  $f_{ijt}$  para cada camino  $(i, j)$  y cada periodo  $t$ , de acuerdo a la ecuación (12). Después se realiza una iteración para cada camino  $(i, j) \in \bigcup_{t \in T} Y_t^c$ . Para cada tipo de construcción  $k \in K_{ij}$  se determina el periodo  $t_k$  con el menor costo fijo total  $CFT_{ij,t}$ , es decir el costo de habilitar y dar mantenimiento. Luego el mejor tipo de camino  $k_{ij}$  es determinado, usando el costo total del camino,  $f'_{ij}(S, t_k, k)$ , si se habilita en el periodo  $t_k$ . Por último si  $t_{k_{ij}} \neq t_0$  entonces se agrega  $(i, j)$  a  $Y_{t_{k_{ij}}}^c$  y se elimina de  $Y_{t_0}^c$ . Al final se regresa la solución  $S$  actualizada.

En la fase de mejora  $\text{Improved}(PI, S)$  se comienza con una solución factible, luego agrega arcos de cose-

cha con el procedimiento  $\text{Add\_Harvest\_Vertices}(PI, S)$  y después vuelve a mejorar cada camino utilizando el procedimiento  $R\_U(PI, S)$ , descrito anteriormente. El procedimiento  $\text{Add\_Harvest\_Vertices}(PI, S)$  se describe a continuación. Para cada periodo  $t \in T$  y cada  $i \in \hat{V}_t^h$ , donde  $\hat{V}_t^h = \{i \in V_t^h \mid \forall j \in X_t^m, (i, j) \notin Z_t^h\}$ . Se inicializa el conjunto  $Q$ , el cual representa los vértices de maquinaria desde los cuales puede cosecharse el subrodal  $i$ . Luego si  $Q \neq \emptyset$  entonces se elige el vértice de maquinaria  $j^*$  con mayor ganancia  $f^I(i, j)$ , obtenida al calcular la ganancia de vender la madera del subrodal  $i$ , menos el costo de cosecharla desde el subrodal  $j$  y el costo de transportar la madera del vertice  $j$  al patio correspondiente en la solución. Si  $f^I(i, j^*) \geq 0$  entonces se agrega  $(i, j^*)$  a  $Z_t^h$ . Finalmente se devuelve la solución actualizada  $S$ .

#### IV. EVALUACIÓN COMPUTACIONAL

En esta sección se presentan los resultados experimentales preliminares. El método propuesto fue codificado en C++, los parámetros fueron fijados como sigue:  $p = 2$ ,  $\text{IterNum} = 500$  y el criterio de paro en el procedimiento  $G\_R\_C(PI, R, \alpha)$  es el número máximo de iteraciones es 10 y sin mejora 3. El modelo de Programación Lineal Entera Mixta para la formulación Combinatoria, fue implementado en C++ para ser resuelto utilizando el método de Ramificación y Corte implementado en el solver comercial CPLEX 12.5, con los parámetros de default y tiempo máximo de una hora. Todos los resultados fueron llevados a cabo en una computadora de escritorio con procesador Intel Core i3-2100 CPU, 3.10 GHz x 4. Para los experimentos, se generaron aleatoriamente instancias para el problema. Nosotros experimentamos con 12 tipos de instancias con las siguientes características que se muestran en la Tabla I. Para cada tipo se generaron 30 instancias, dando un total de 360 instancias. Para calibrar el

TABLA I  
TIPOS DE INSTANCIAS

Tipo	$ V^h $	$ C^e $	$\frac{ V^h }{n^I}$
1	49	8	2
2	49	8	4
3	49	16	2
4	49	16	4
5	196	26	2
6	196	26	4
7	196	52	2
8	196	52	4
9	529	68	2
10	529	68	4
11	529	136	2
12	529	136	4

valor de  $\alpha$  adecuado, se realizó un experimento con todas las instancias, variando los valores de  $\alpha$  de 0 a 1, en intervalos de 0.1. La Figura 1 muestra la gráfica del promedio del Intervalo de Optimalidad Relativa (IOR) que nos indica qué tan lejos está la solución

Fig. 1. Promedio del IOR Relativo para todas las instancias

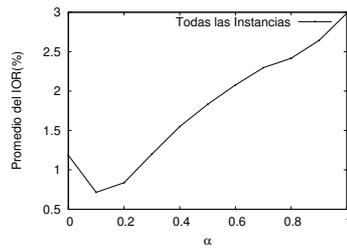


Fig. 2. Promedio del IOR para instancias tipo 3

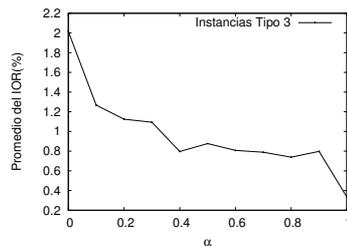


Fig. 3. Promedio del IOR para instancias tipo 8

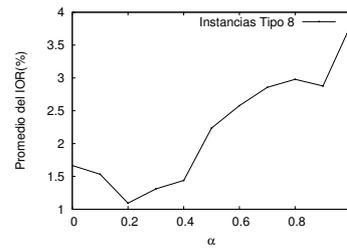
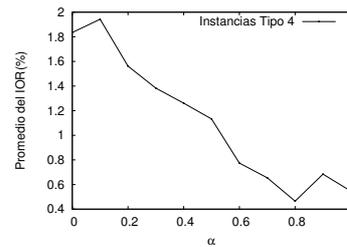


Fig. 4. Promedio del IOR Relativo para instancias tipo 4



encontrada del óptimo. Como no se conoce el óptimo global para todas las instancias, el intervalo se calcula con respecto a la mejor solución encontrada, la cual es una cota inferior. Para todas las instancias, en la cual se puede ver la tendencia de disminuir el gap al disminuir el parámetro  $\alpha$ , el menor valor se obtiene cuando  $\alpha = 0.1$ . Sin embargo, cuando  $\alpha = 0$ , el cual representa la función completamente voraz el resultado empeora. Si analizamos los resultados por cada tipo de instancia obtenemos lo siguiente: para las instancias del tipo 1 y 3, el menor valor se obtiene cuando  $\alpha = 1$ , la gráfica es similar a la de la Figura 2. Para las del tipo 4, el menor valor se obtiene cuando  $\alpha = 0.8$ , la Figura 3 muestra la gráfica. Es decir, se obtienen mejores resultados cuando se elige de manera aleatoria, esto puede suceder en estas instancias ya que la red de caminos potenciales es más pequeña, por lo tanto se tienen menos rutas. La Figura 4 muestra los promedios para las instancias del tipo 5, en la cual el mejor valor se obtiene cuando  $\alpha = 0.3$ . Para los tipos de instancias 2, 6, 7 y 8 el mejor valor se obtiene cuando  $\alpha = 0.2$ , la Figura 5 muestra el ejemplo de la gráfica para las instancias del tipo 8. Por último para los tipos de instancias del 9 al 12 la gráfica es similar a la de la Figura 6, en la cual el mejor valor se obtiene cuando  $\alpha = 0.1$ . Observemos que para las instancias 2 y 5-12, la tendencia sigue el disminuir el promedio del IOR al disminuir el parámetro  $\alpha$  y luego vuelve a aumentar, obteniendo el mejor valor entre los valores 0.1 y 0.3, muy similar a la gráfica 1 del promedio. Se realizó además el experimento de resolver las instancias para cada tipo, mediante el método de Ramificación y Acotamiento implementado en CPLEX. Los resultados se comparan con los del método heurístico, variando el parámetro  $\alpha$  de la siguiente manera: para los tipos 1 y 3  $\alpha = 1$ ; para los tipos 2, 6, 7 y 8,  $\alpha = 0.2$ ; para

el tipo 4,  $\alpha = 0.8$ ; para el tipo 5,  $\alpha = 0.3$  y para los demás  $\alpha = 0.1$ . La Tabla II muestra los promedios de los intervalos de optimalidad relativa para cada método de solución, el cual se obtuvo con el valor absoluto de la diferencia de la mejor solución encontrada por cada método y la cota dual obtenida por CPLEX, dividida por la cota dual y multiplicada por 100, para obtener la desviación relativa. En las columnas 2 a la 5 se muestran los IOR de la menor, la mayor y el promedio de las soluciones obtenidas por la heurística. En las columnas 6 a la 8 se muestra lo mismo, pero de las mejores soluciones obtenidas por el método exacto dentro del límite establecido. En el

Fig. 5. Promedio del IOR Relativo para instancias tipo 5

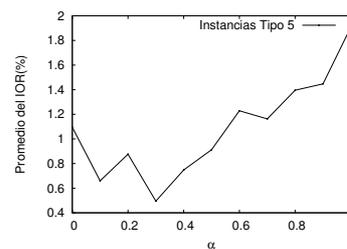
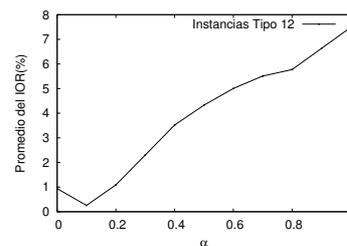


Fig. 6. Promedio del IOR Relativo para instancias tipo 12



primer tipo de instancias el método exacto es mejor en promedio que el método heurístico, sin embargo, son las instancias más pequeñas. En cambio, para los demás tipos, el método heurístico obtiene mejores resultados que el método exacto. En la Tabla III se muestran los tiempos promedios para cada tipo de instancia, en la cual podemos ver que el método de Ramificación y Corte llega al límite de tiempo de 1 hora en casi todas las instancias, mientras el método heurístico se tarda menos de 5 minutos aun en las instancias más grandes, obteniendo mejores resultados.

TABLA II  
PROMEDIO DE INTERVALO DE OPTIMALIDAD RELATIVA (%)

Tipo	Método exacto			Método Heurístico		
	Min	Max	Prom	Min	Max	Prom
Tipo 1	0	<b>0.41</b>	4.6	0.01	<b>0.58</b>	4.68
Tipo 2	0	<b>1.55</b>	19.48	0	<b>1.2</b>	8.77
Tipo 3	0	<b>4.82</b>	19.5	0.03	<b>4.55</b>	21.53
Tipo 4	0	<b>7.66</b>	38.29	0	<b>5.84</b>	27.21
Tipo 5	0.09	<b>5.87</b>	44.86	0.24	<b>1.32</b>	3.4
Tipo 6	0	<b>3.08</b>	23.37	0.05	<b>1.32</b>	8.04
Tipo 7	0.77	<b>30.78</b>	128	0.92	<b>3.08</b>	9.68
Tipo 8	0.84	<b>23.48</b>	120.52	0.82	<b>4.59</b>	24.08
Tipo 9	1.66	<b>23.22</b>	174.17	1.61	<b>3.31</b>	6.39
Tipo 10	1.62	<b>3.57</b>	14.24	1.8	<b>3.51</b>	8.58
Tipo 11	4.04	<b>76.95</b>	242.78	3.43	<b>6.57</b>	10.84
Tipo 12	4.47	<b>83.7</b>	424.58	3.94	<b>8.69</b>	23.44

TABLA III  
TIEMPO PROMEDIO(S)

Tipo	Método exacto	Método Heurístico
Tipo 1	825.5	1.9
Tipo 2	1356.75	1.75
Tipo 3	3022.6	4.22
Tipo 4	2735.7	4.08
Tipo 5	3600	15.63
Tipo 6	3596.05	15.65
Tipo 7	3600	39.82
Tipo 8	3600	38.3
Tipo 9	3600	71.33
Tipo 10	3600	72.48
Tipo 11	3600	253.32
Tipo 12	3600	233.95

## V. CONCLUSIONES Y TRABAJO EN PROCESO

En este artículo se introduce el problema de diseño de red de caminos forestales y ubicación de maquinaria y patios forestales, el cual es importante resolver de manera óptima debido a que los costos de construcción y costos de transporte son relativamente altos. Se presenta una formulación combinatoria para el problema y un método heurístico el cual saca ventaja de la estructura de una solución óptima para encontrar una solución factible, además de dar variedad a las soluciones encontradas. Los resultados preliminares muestran que para instancias del tamaño real, la solución del problema mediante el método de Ramificación y Corte, usando el Modelo de Programación Entera Mixta que corresponde a

la formulación combinatoria, deja mucho que desear. En contraste con el método heurístico propuesto, el cual muestra un buen desempeño en tiempos mucho menores. En el experimento preliminar para calcular el parámetro  $\alpha$  se muestra también que al método le beneficia diversificar, es decir, el parámetro mayor a 0, esto le permite generar diferentes redes de caminos en cada iteración, evitando de esta manera caer en óptimos locales. Actualmente se está trabajando en la calibración más intensa de los parámetros basada en técnicas estadísticas. También se está trabajando con fases de combinación de soluciones y reencadenamiento de trayectorias, para mejorar las soluciones generadas con el método constructivo.

## AGRADECIMIENTOS

Esta investigación fue apoyada por el Consejo Nacional de Ciencia y Tecnología de México (Proyecto CB-2011-01-166397). Además, el primer autor es apoyado por una beca de estudios de posgrados del CONACYT.

## REFERENCIAS

- [1] G. Keller y J. Sherar, Low-volume roads engineering, Washington, EUA, US Agency for International Development, USDA Forest Service, 2003.
- [2] J. Sessions y G. Paredes, A solution procedure for the sort yard location problem in forest operations, *Forest Science*, 33(3):750–762, 1987.
- [3] E. Abdi, B. Majnouian, A. Darvishsefat, Z. Mashayekhi y J. Sessions, A GIS-MCE based model for forest road planning, *Journal of Forest Science*, 55(4):171–176, 2009.
- [4] W. Chung y J. Sessions, NETWORK 2001 - Transportation planning under multiple objectives, En P. Schless y F. Krogstad, editores, *Proceedings of The International Mountain Logging and 11th Pacific Northwest Skyline Symposium*, pp. 194–200, Seattle, EUA, Diciembre 2001.
- [5] A. Weintraub y A. T. Murray, Review of combinatorial problems induced by spatial forest harvesting planning, *Discrete Applied Mathematics*, 154(5):867–879, 2006.
- [6] R. Epstein, A. Weintraub, P. Sapunar, E. Nieto, J. B. Sessions, J. Sessions, F. Bustamante y H. Musante, A combinatorial heuristic approach for solving real-size machinery location and road design problems in forestry planning, *Operations Research*, 54(6):1017–1027, 2006.
- [7] J. R. Vera, A. Weintraub, M. Koenig, G. Bravo, M. Guignard y F. Barahona, A Lagrangian relaxation approach for a machinery location problem in forest harvesting, *Pesquisa Operacional*, 23(1):111–128, 2003.
- [8] A. D. Legües, J. A. Ferland, C. C. Ribeiro, J. R. Vera y A. Weintraub, A tabu search approach for solving a difficult forest harvesting machine location problem, *European Journal of Operational Research*, 179(3):788–805, 2007.
- [9] D. Meignan, J. M. Frayret, G. Pesant y M. Blouin, A heuristic approach to automated forest road location, *Canadian Journal of Forest Research*, 42(12):2130–2141, 2012.
- [10] N. Andalaft, P. Andalaft, M. Guignard, A. Magendzo, A. Wainer y A. Weintraub, A problem of forest harvesting and road building solved through model strengthening and lagrangean relaxation, *Operations Research*, 51(4):613–628, 2003.
- [11] A. Najafi y E. W. Richards, Designing a forest road network using mixed integer programming, *Croatian Journal of Forest Engineering*, 34(1):17–30, 2013.
- [12] E. De Q. Viera Martins, M. M. Braz Pascoal y J. L. Esteves Dos Santos, Deviation algorithms for ranking shortest paths, *International Journal of Foundations of Computer Science*, 10(3):247–263, 1999.